

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-261623

(43)Date of publication of application : 24.09.1999

(51)Int.Cl.

H04L 12/46

H04L 12/28

H04B 7/26

H04B 7/26

H04J 4/00

(21)Application number : 10-291250

(71)Applicant : LUCENT TECHNOL INC

(22)Date of filing : 14.10.1998

(72)Inventor : CHUAH MOOI CHOO

(30)Priority

Priority number : 97 61790 Priority date : 14.10.1997 Priority country : US

98 77741

12.03.1998

98 83797

22.05.1998

US

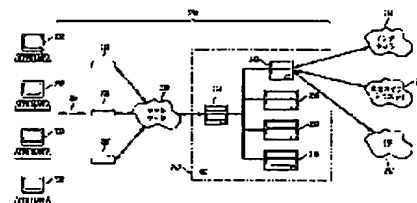
US

(54) METHOD FOR ESTABLISHING POWER LEVEL FOR DATA TRANSMISSION OF UP-LINK IN MULTIPLEX ACCESS SYSTEM FOR COMMUNICATION NETWORK

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To effectively use band width, which can be used in a radio communication network and which is restricted by giving band width by on-demand and efficiently deciding a transmission level required for up link data transmitting between respective remote hosts and a base station.

SOLUTION: A radio communication network 230 includes a base station 236 and a plurality of remote hosts 232 and adopts the protocol of on-demand multiplex access just queuing. A relative initial transmission power level is set for the power level of a rating open loop from the first remote host 232, and a short connection request message is transmitted. When transmission is unsuccessful, power is increased slightly and the transmission and power increment are repeated until the successful transmission is obtained. When transmission is succeeded, the power level at that time is stored and is used for up data transmission between the subsequent remote host 232 and the base station 236.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 25.01.2000

[Date of sending the examiner's decision of rejection] 28.07.2003

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection] 2003-20835

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection] 27.10.2003

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

This Page Blank (uspto)

出 願 特願平10-291250 (平10.10.14)

公 開 特開平11-261623 (平11. 9.24)

公 告

登 録

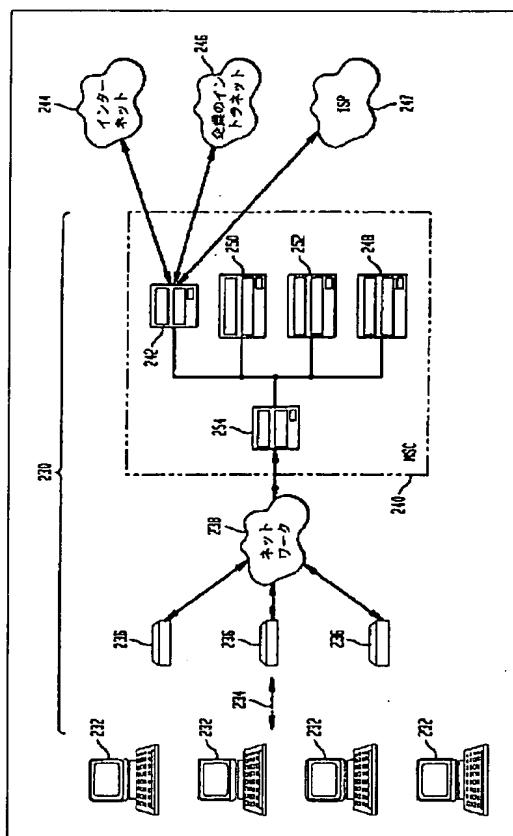
名 称 通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおけるアップリンクのデータ送信のためのパワー・レベルを確立する方法

抄 録 【要約】 (修正有) 【課題】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信パワー・レベルを確立する。【解決手段】 1つの基地局といくつかのリモート・ホストとを含んでいる無線ネットワークにおけるパワー・レベルが、先ず最初にリモート・ホストのうちの1つから基地局に対して短い接続要求メッセージを定格のオープン・ループのパワー・レベルに相対的に設定される初期パワー・レベルにおいて送信することによって確立される。最初の送信が不成功であった場合、パワー・レベルはあらかじめ設定しておくことができる量だけインクリメントされ、リモート・ホストから基地局への送信が成功するまで、送信およびインクリメントのステップが繰り返される。最後に、成功したパワー・レベルが記憶され、その特定のリモート・ホストと無線基地局との間のそれ以降でのデータ送信のために使われる。

出願人 ルーセント テクノロジーズ インコーポレ

発明者 ムーイチョーチュ

I P C H04L 12/46 H04L 12/28 H04B 7/26
H04B 7/26 102 H04J 4/00 H04L 12/28



This Page Blank (uspto)

(19)日本特許庁 (JP) (12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平11-261623

(43)公開日 平成11年(1999)9月24日

特許請求の範囲	
(51)IntCl. ⁴	F 1
H 0 4 L 12/46	H 0 4 L 11/00
12/28	3 1 0 C
H 0 4 B 7/28	1 0 2
H 0 4 J 7/28	H 0 4 B 7/26
	4 0 0
	H 0 4 B 7/28
	M
	H 0 4 L 11/20
	G
H 0 4 J 4/00	
審査請求 未請求	請求項の数 1 O L (全 51 頁)
(21)出願番号	特開平10-291250
(22)出願日	平成10年(1998)10月14日
(31)優先権主張番号	6 0 / 0 6 1 7 9 0
(32)優先日	1997年10月14日
(33)優先権主張国	米国 (US)
(31)優先権主張番号	6 0 / 0 7 7 7 4 1
(32)優先日	1998年3月12日
(33)優先権主張国	米国 (US)
(31)優先権主張番号	0 9 / 0 8 3 7 9 7
(32)優先日	1998年5月22日
(33)優先権主張国	米国 (US)
(71)出願人	59892888 ルーセント テクノロジーズ インコーポ レーテッド アメリカ合衆国, 07974-0638 ニュージ ヤージー, マレイ ヒル, マウンテン ア ヴェニュー 600 (72)発明者 ムーイ チョー チュアー アメリカ合衆国 07724 ニュージャージ イ, イーントンタウン, イーントンクレスト ドライブ 184ビー (74)代理人 井理士 岡部 正夫 (外11名)

(54) [発明の名称] 通信ネットワークのための多重アクセス・システムにおけるアップリンクのデータ送信のための

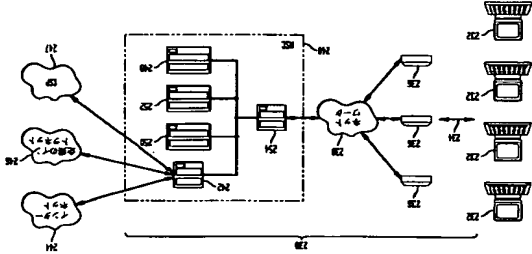
パワー・レベルを確立する方法

(修正有)

【要約】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信
パワー・レベルを確立する。

【課題】 時分割および周波数分割の多重無線で、送信
パワー・レベルを確立する。

【解決手段】 1つの基地局といくつかのリモート・ホ
ストとを含む無線ネットワークにおけるパワー・ホ
ストが、まず最初にリモート・ホストのうちの1つか
ら基地局に対して短い接続要求メッセージを定格的オー
ブン・ループのパワー・レベルに相対的に設定される初
期パワー・レベルにおいて送信することによって確立さ
れる。最初の送信が不成功であった場合、パワー・レベ
ルはあらかじめ設定しておくことができる量だけインク
リメントされ、リモート・ホストから基地局への送信が
成功するまで、送信およびインクリメントのステップが
繰り返される。最後に、成功したパワー・レベルが記憶
され、その特定のリモート・ホストと無線基地局との間
のそれ以降でのデータ送信のために使われる。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 無線通信ネットワークにおいて初期アク
セス要求メッセージによってアップリンク・データ送信
のためのパワー・レベルを確立するための方法であつ
て、前記ネットワークは1つの基地局と複数のリモート
・ホストとを含み、前記ネットワークはオン・デマンド
多重アクセス公平キューイングのプロトコルを採用し、
前記方法は、

前記リモート・ホストのうちの最初のものから、定格的
オーブン・ループのパワー・レベルに相対的に設定され
た初期送信パワー・レベルにおいて、短い接続要求メ
ッセージを送信するステップと、
その送信が不成功であった場合、前記送信パワー・レベ
ルをパワー・インクリメントの量だけ増やすステッ
と、

送信が成功するまで送信およびインクリメントの前記ス
テップを繰り返すステップと、
送信が成功したパワー・レベルを記憶し、前記記憶され
たパワー・レベルを前記オン・デマンド多重アクセス公
平キューイングのプロトコルを用いているデータ送信
に対して使うステップとを組み合わせて含む方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明は、無線通信ネットワ
ークにおける応用のための、「オン・デマンド多重アク
セス公平キューイング」として知られている媒体アクセ
ス制御 (MAC) プロトコルに関する。特に、本発明
は、時分割および周波数分割の半二重および全二重方式
の多重アクセス無線ネットワークにおいて、オン・デマ
ンド公平キューイングのプロトコルを使っているとき
の、初期およびそれ以降のアップリンク・データ送信の
ためのパワー・レベルを確立する方法に関する。

【0002】

【従来の技術、及び、発明が解決しようとする課題】 セ
ルラー方式の音声およびデータおよび無線 LAN などの
無線サービスは、将来において急速に成長することが期
待されている。マルチメディアのトラヒックを搬送する
ように設計されている第3世代の無線ネットワークは現
在積極的に研究されており、その主な目標は、場所また
は移動性の制約なしに、シームレスな通信、バンド幅の
高い利用可能性、および保証された「サービスの品質」
(QoS) を提供することである。

【0003】 図1はデータ交換のための従来の技術の有
線ネットワークを示している。この図には3つの既存の有
線ネットワークが示されており、その協力して
ビジネス・エンティティが示されており、その協力して
動作している機器は、通常、現在ではユーザのコンピュ
ータに対してモデムを通じてのリモート・インターネッ
ト・アクセスを提供するために利用されている。ユーザ
のコンピュータ2およびユーザのモデム4がエンター・シ
ステムを構成する。図1に示されている第1のビジネス

・エンティティはダイヤル呼出し単機式電話システム
(POTS)、または統合サービス・データ通信網 (I
SDN) を所有している電話会社 (tele
com) である。telecom はユーザと他の2つのビジ
ネス・エンティティとの間にビットまたはパケットを流
すことができる、公衆電話網 (PSTN) の形式での
伝送媒体を提供する。

【0004】 図1に示されている第2のビジネス・エン
ティティは、インターネット・サービス・プロバイダ
(ISP) である。ISP はそのサービス・エリアの中
に1つまたはそれ以上のポイント・オブ・プレゼンス
(POP) を採用して、それを管理し、それに対
してエンド・ユーザがネットワーク・サービスを提供
することを期待して、主要な各呼出しエリアの中にPOP
を確立する。POP は PSTN からのメッセージ・
トラヒックをインターネット・バックボーン10上で搬
送されるデジタル形式に変換する。インターネット・
バックボーン10はISPによって所有されているが、
MCI Inc. などのインターネット・バックボーン
・プロバイダからリースされるかのいずれかである。I
SP は、通常、PSTN に対する接続のために tele
com からの部分的またはフルの T1 または T3 回線をリー
スする。POP は ISP のメディア・データ・セ
ンター14は、ルータ12Aを通じてインターネットの
バックボーン10上で一緒に接続されている。データ・
センター14はISPのウェブ・サーバ、メール・サー
バ、アカウンティング、およびレジストレーション・サ
ーバを収容し、ISP がウェブ・コンテンツ、電子メー
ルおよびウェブ・ホスティング・サービスをエンド・ユ
ーザに対して提供できるようにする。将来の付加価値サ
ービスはデータ・センター14の中に追加のタイプのサ
ーバを採用することによって追加することができる。I
SP はパブリック・インターネット・バックボーン20
を接続するためにルータ12Aを維持している。リモ
ート・アクセスのための既存のモデルにおいては、エンド
・ユーザは、通常、それぞれの telecom およびそれぞ
れの ISP の両方とのサービス関係を有し、普通はそれ
ぞれから別々に料金が請求される。エンド・ユーザは最
佳のPOPをダイヤルすることによって、そしてイン
ターネット・エンジニアリング・タスク・フォース (I
ETF) ポイント・ツー・ポイント・プロトコル (PPP
P) として知られている通信プロトコルを実行すること
によって、ISP にアクセスし、そのISPを通してパ
ブリック・インターネット20にアクセスする。

【0005】 図1に示されている第3のビジネス・エン
ティティは、ルータ12Bを通じてアクセスされる自分
自身のプライベート・インターネット18を所有してい
て、それを稼働させている私企業である。企業の従業員
は企業のリモート・アクセス・サーバ16に対してPO

TS/ISDNの呼出しを行い、そしてIETF P P
Pプロトコルを実行することによって企業のネットワー
ク18に間に合う(たとえば、自分の家から、あるい
は路上にいる間に)アクセスすることができ、企業に
アクセスする場合、エンド・ユーザは企業のリモート
アクセス・サーバ16に接続するコストを支払う。
ISPは関与しない。その私企業はエンド・ユーザを
企業の内トラネット18またはパブリック・インタ
ネット20のいずれかに対して接続するためにルータ1
2Bを維持している。

[0006] エンド・ユーザは現在では電話を掛けるため
の費用と自分の家の電話回線の費用の両方を tele
oに支払っている。また、エンド・ユーザはISPのホ
ットワークおよびサービスにアクセスするための費用も
ISPに対して支払わなければならない。現在、イン
ターネット・サービス・プロバイダはインターネット・ア
クセス・サービス、ウェブ接続サービス、電子メール・
サービス、コンテンツ・ホスティング・サービス、およ
びローミングをエンド・ユーザに対して提供する。機能
および価格に基づいたマーケット・セグメンテーション
が欠けていて、マーキングが低いために、ISPはマー
ジンを改善するための付加価値サービスを探している。短
期的には、機器のベンダはISPがより高速のアクセ
ス、バーチャル・プライベイト・ネットワーク・イン
ブリック・ネットワークをブライベイト・ネットワー
クとして安全に使うための機能およびイントラネットに接
続する機能)、ローミング・コンソーシアム、ブッシュ
・デクノロジーおよび特定のサービスの品質を提供でき
るようになる。ISPに対するソリューションを提供で
きことを望んでいる。長期的には、インターネット、そ
びもモビリティ上で音声を提供することが望ましい。そ
のとき、ISPはこれらの付加価値サービスを使って低
マージンの厳しい業績から脱出できるようになる。これ
らの付加価値の多くはネットワーク・サービスのカタ
リーに入り、そしてネットワークのインフラストラク
チャ機器を通じてのみ提供することができ、他の付加
価値サービスはネットワークのインフラストラクチャから
のサポートを必要とするアプリケーション・サービスの
カタゴリーに落ち、一方、依然として他のものはネット
ワーク・インフラストラクチャからサポートを必要と
しない。特に、より高速のアクセス、バーチャル・ブ
ライベイト・ネットワーク、ローミング、モビリティ、音
声、サービスの品質、およびQoSベースのアプリケーション
イングなどのサービスはすべて、高度化されたネットワ
ーク・インフラストラクチャを必要とする。

[0007] 無線通信ネットワークは有線ネットワー
クの局く範囲を拡張することができる利点を有する。しか
し、無線ネットワークの周波数において得られるバンド
幅は、有線ネットワークで利用できるものより速減し
れることが多い。非同期伝送モード(ATM)などの有

線伝送システムは、マルチメディア・アプリケーション
の高度なサポートのための異なるQoS(たとえ
ば、一定ビット・レート(CBR)、可変ビット・レ
ート(VBR)、および利用可能ビット・レート(AB
R))のサービスを提供することができる。そのサー
ビスを無線ネットワークに対して拡張することが望ま
れている。したがって、ATMと無線ネットワークと併合す
ることに際する研究が現在多くの研究機関および研究
所において行われている。アクセス層からトランスポート
層までのすべての影響する多くの基本的な問題が研究さ
れつつある。無線ネットワークのエア・インタフェース
における伝送形式としてATMを使うことの他に、AT
Mはセルラ・システムの有線インフラストラクチャに
対しても考慮されつつある。そのような有線インフラ
ストラクチャは多重アクセスのエア・インタフェース技術
(たとえば、CDMA、TDMAなど)をサポートする
ことができるようになる。

[0008] マルチメディアのトラヒックをサポートす
る無線ネットワークにおいて、効率的なチャネル・ア
クセスのプロトコルはすべてのトラヒックのサービスの品
質要求を最終としてサポートしながら、制限された無線
スペクトルの利用を最大化する必要がある。スロット型
アロハ(Stotted Aloha)、PRMAなど
の、いくつかのよく知られているチャネル・アクセス・
プロトコルが、現在、無線データ・システムによって使
われている。スロット型アロハは単純なプロトコルであ
るが、それはデータ・ユーザ間の衝突を回避するが、あ
るいは解決しようとしないので、その理論的容量は0.
37に過ぎない。さらに、スロット型アロハは可変長パ
ケットの効率的な伝送のために適していない。

[0009] 予約ベースのプロトコルは、パケットの送
信を必要としているユーザに対して動的にチャネルのパ
ンド幅を確保することによって、衝突を回避および解決
しようとする。通常、そのようなプロトコルにおいて
は、チャネルはN個のスロットのフレームにグルーパ
化されているスロットに分割されている。1つのスロット
をさらにK個のミニスロットに細分することができる。
普通、N₁個のスロットが予約の目的で使われ、残
りのN-N₁個のスロットはデータスロットである。パ
ケットを送る必要があるユーザは、M=N₁*k個のミ
ニスロットのうちの1つにおいて予約要求パケット
を送信する。その予約要求パケットが成功した場合、そ
のユーザまたは基地局がその予約を解放するまで、或る
数のデータスロットがそのユーザに割り当てられる。予
約要求パケットが成功しなかった場合、そのユーザは衝
突解決法を使ってその予約要求の送信に成功するまで、
それを再送信する。

[0010] ハイブリッドのファイバ同軸ネットワーク
に対する多重アクセス・プロトコルがドージン(Dosh
i)他によって、「STM、ATMに対する広帯域多重

アクセス・プロトコル、およびハイブリッド・ファイバ
-同軸ネットワークにおける可変データ・サービス」
(A Broadband Multiple Access Protocol for STM, ATM,
and Variable Length Data Services on Hybrid Fiber-
Coax networks), Bell Labs
Technical Journal, Summer
1996, 36~65ページの中で提案されている。無
線環境に伴う多くの問題点を共有しているが、このプロ
トコルは残りの多い無線リンク上での再送信および正し
いパケットの配送を保証するために必要な送信パワー・
レベルの確立の扱いなど、無線アクセス方式の設計にお
いて遭遇するユニークな問題に対して完全には対処しな
い。この方式は競合予約スロットのアイデアを提案する
が、それは競合スロットの数をキュー・サイズの情報に
基づいて動的に変更することができる柔軟性の高い方式
を提供しない。

[0011] カロル(Karol)他は「分散型キュー
イング要求更新多重アクセス(Distributed
-Queueing Request Update Multiple Access)」方式(DQRUM
A)を提案している[カロル他「無線パケット(AT
M)ネットワークのための効率的なデマンド割り当て多
重アクセス・プロトコル(An efficient
demand-assignment multiple access protocol for wire
less packet(ATM) networks 1, 26
7~279ページ, 1996)。この無線アクセス方式
では、新しいユーザが衝突の頻度期間の間にバンド幅を
求めて接続すること、あるいはバックオフ・タイムを調
整するために、前のラウンドでの予約スロット競合の成
功率を利用することができない。また、この方式は公平
なキューイング技法を利用せず、したがって、競合して
いるソース間で公平にバンド幅を割り当てるためのサー
ビス・タグを使用しない。

$$F_k^{i,j} = \frac{L_k^i}{r_k} + \max(F_k^{i,j}, R(a_k^i)) \quad (1)$$

ここで、 r_k (t) は時刻 tにおいてサービスされてい
るパケットのサービス・タグであり、 F_k^i はすべてのk
に対して $F_k^0=0$ であるクラスkからのi番目のパケッ
トに対するサービス・タグであり、 L_k^i はクラスkのi
番目のパケットの長さであり、 r_k はクラスkに対して
割り当てられている相対的な重みであり、そして a_k^i は
クラスkのi番目のパケットの到着時刻である。次に、
パケットはこれらのタグの値の降順にサービスされる。
ゴールドスタニのアルゴリズムは有線ネットワークのため

[0012] チャネル・アクセス・プロトコルの設計に
おける1つの重要な主題は、アプリケーションおよびア
プリケーションの送信順序を決定するために使われる
スケジューリング技法の選択である。すべて公平なキュー
イングにおける変形版である多くのスケジューラが、
有線ネットワークのために提案されている[たとえば、
S. J. ゴールスタニ(Golostani)の「広帯
域アプリケーションのためのセルフ・クロック型の公平
キューイング方式」(A Self-Clocked
Fair Queuing Scheme For Broadband Applications), Pr
ceedings of IEEE Infocom,
1994; パレク(Parekh)およびガラガ(Ga
llagher)の「統合型サービス・ネットワークに
おけるフロー制御に対する一般化されたプロセッサ共有
の方法: 単独ノードの場合」(A Generaliz
ed Processor Sharing Approach To Flow Control In I
ntegrated Services Networks: The Single Node Case),
IEEE/ACM Transactions On Networking, 1(3): 344~357ペ
ージ, 1993年6月; L. チャン(Chang)の「バ
ーチャル・クロックのアルゴリズム」(Virtual
Clock Algorithm), Proceed
ings of ACM Symposium, 122
4~1231ページ, 1992参照)。これらはすべ
て、各サブ・クラスがそれ自身のサーバをそのえられ
たレートで所有しているかのように、バンド幅の共有に
対するアクセスを提供する効果をする。

[0013] パレックおよびガラガの重み付けられた公平
キューイング方式は実装するのが困難であり、したがっ
て、セルフ・クロック型公平キューイング(SCFQ)
方式がゴールドスタニによって提案された。SCFQの場
合、サービス・タグは次のように計算される。

【数1】

に設計されているが、それは無線環境において機能する
ために修正されなければならない。特に、ゴールドスタ
ニのアルゴリズムはサービス(基地局)が遠隔の場所にある
ので、キュー・サイズに関する完全な情報を得ないとい
う。伝送のスケジューリングを扱う方法、あるいは消失
したパケットの再送信を扱う方法のいずれにも対処しな
い。

[0014] ルー(Lu)他(イリノイ大学)は「理想
化された重み付き公平キューイング」アルゴリズムを提

ニのセルブロック型公平キューイング・アルゴリズム
の変形版を使う。

【0026】本発明のオンライン・デマンド多重アクセスシステムにおいて、要求チャネル（DMAFQ）方式はアクセス要求チャネルおよびパケット送信チャネルがスロットごとのペー
スで形成されるタイム・スロット型のシステムである。タイム・スロットの長さは装置毎に異なる特定のシステムである。1つの例として、これは1つのATMセルのペイロードに無関係およびMAC固有のヘッダを加えたものを送信するのに必要な時間に等しい値にすることができ、アップリンクおよびダウンリンクのトラヒックのマルチプレックスはTDDおよびFDDのシステムに対する時刻分割デュプレックス（TD
D）に基づいている。送信するパケットを持っているリ
モート・ホストは、要求チャネルを經由して基地局に対
してアクセス要求を送信する。各リモートがそのような
要求を行う正確な方法は、そのリモートのトラヒックが
バースト性であるか、あるいは一定のビット・レートで
あるかどうかによって変わる。

【0027】要求チャネル上の送信は多重アクセスのベースで行われる。正常なアクセス要求を受信すると、基地局は要求テーブルの中の該当のエントリを更新する。要求テーブルはそれぞれのすべてのリソースおよび有線ホストとそれそれに対して1つのエントリを含む。各エントリはリソース・タイプ・有線ホストの種類タグおよび、サービス・タグを含んでいる関連のフィールドを含み、タグの値が-1である場合、その特定のホストに他に送信するパケットを待っていないことを示すために、好みに使われている。有線ホストは基地局に対してローカルであるので、それらは要求アクセスのプロセスを実行する必要はない。

【0028】基地局はそのアップリンクおよびダウンリンクのトラヒックの送信をスケジュールし、そしてサブチャネルの送信をスケジュールする。基地局に割り当てられているすべてのトラヒックの現在のバンド幅のニーズ以外に、トラヒックの特性およびQoSの要求条件に基き、バンド幅を動的に割り当てる。基地局に常に知られているすべての有線ホストの現在のキュー情報および予約要求を基として、その基地局に対して送られてくるリポートのキュー情報によって、ホストからのパケットの送信順序をスケジュールすることにより、サブチャネルの送信をスケジュールすることによって、ホストからのパケットの送信をスケジュールする。予約要求は既にスケジューリングされているパケットの送信の順序をスケジューリングするためにサブチャネルを割り当てるか、あるいはサブチャネルを割り当てる必要がないかを決定する。基地局に送られるか、あるいは基地局に送られる必要のないいずれかである。

【0029】ODMA FQ方式の1つの実施形態が図2に示されている。リモート・ホスト2210は要求アタックセス・チャネル2220を經由して基地局2212に対してアクセスを要求する。正常な要求はスケジューリング2230に送られ、それはリモート2210および有線ホスト2240の両方に対して、それぞれの送信すべき

と、時期について2232に通知する。その時刻になると、特定のリモート2210が送信チャネル2250を經由して2234のペケットを送信する。そのリモートに送信されるべき追加のペケットがある場合、それは送信チャネル2250を經由して、送信中の現在のペケット2234上に次のペケットに対する予約要求を2252とてピギーバックする。このようにして、競合モードにおいて次のペケットに対する要求2212を、要求アクセス・チャネル2220を經由して送信する必要性を回避する。

【0030】図23のフローチャートに示されているように、2310においてパプア・ニューギニアが空であるリソースがベーストであるとして判定された場合、すなわち、遅延性の比較的高いパケットまたは他のデータのローを提供する場合、そのリソースは2320においてアクセス要求を行い、そして自分のパケットの到着レーンおよび競合の特許時間について基地局（アクセス・ポイント）に知らせる。2324においてアクノレジメント（ACK）が、そして2328において送信許可が基地局から受信されたら判定されると、そのリソースは2330において、その送信許可の中で指定されているタイムスロットの中で第1のパケットを送信する。2332において競合の特許時間が過ぎるまで、2328に続いて基地局はリソースに送信許可を提供し続ける。そのコネクションの特許時間全体に対してアクセス要求は一度だけで済む。

【0031】 対照的に、パケットが 2310 においてパ
ツァ・キューが空であるモートに到着し、そのパケ
ットがバースト性のソースからのものであることが 23
14 において判定されたとき、すなわち、そのソースの
パケットまたは他のデータ・フローのレートの非常に不
連続なレートであった場合、そのリモートは 2350 に
おいて厳格モードにおいてアクセス要求をアップリンク
要求アクセス (RA) チャネル経由で行う。そのチャネ
ルは複数の予約済みスロットから構成されている。リモ
ートからのアクセス要求は、そのリモートの呼出しのセ
ットアップまたはは呼出しのハンドオフにおいて割り当て
られたアイデンティティを含む。基地局がリモートから
の送信要求を正常に受信したとき、それは要求データ
の中に対応しているエンティティを更新し、そのアイデン
ティティを再びリモートが送信するためのパケットを再び
用いることを示し、そして次に、ダウンリンク・チャネ
ル上でアクセス要求をブロードキャストする。そ
のリモートは 2354 において ACK の受信を待ち、2
358 において送信許可を得る。パケットの送信時に、
リモートはそのキューの中に追加のパケットが現ってい
るかどうかを 2362 において判定する。現っていない
場合、そのパケットは 2366 において送信を待っている他
である。しかし、2366 において送信を待っているパケ
ットは、

のパケットがあった場合、リモートは次のパケットのため、バンド幅予約要求を現在のパケットに乗せて（ビジーバックして）2370において送られるようにする。このビジーバックは競合的な予約要求として働き、したがって、バックアが空であるリモートの到着しているパケットだけが、アクセス要求を送るためにリモートを送りがする。

【0032】図3～図9Dに關してここで説明されているのは、周波数分割半二重送受信(FDHD)モードおよび周波数分割全二重送受信(FDFD)モードに対する拡張を含めて、本発明の原理に従ってインターネットアクセス・システムに対する媒体アクセス制御(MAC)方式のためのフレームのフォーマットの説明的な例である。したがって、図3Dに關して説明されているオン・デマンド多重アクセス公平キューイング(ODMAQ)方式を使って周波数分割の半二重送受信および全二重送受信モードの両方においてソフトワーク制御を提供することができ、ここで示されているフレームのフォーマットは例が示されているだけであり、本発明の分野の技術に普通の技量を有する人から知られているフォーマットとして無線送信に適しているフォーマットの範囲に入っている。

【0033】FDHDDおよびDFDのモードの両方において、アクセス・ポイント(AP)はリモート・ホス
トに対してデータリンクの接続が1で送信し、一方、
リモート・ホストはAPに対してデータリンクの周波数、ア
ドレッシング、図3および図4ではデータリンクおよびア
ップリンクのフレーム構造を、それぞれFDHDDの場合
に対して示している。データリンクおよびアップリン
クの送信時間の長さは同じである必要でないことに留
意されたい。たとえば、データリンクとアップリンクの送
信時間の比が4:1である(データリンクの送信がアッ
プリングの送信より長い)のが最速であることをトラヒ
ックのキャラクタリゼーションが示している場合、ダウ
ンリンクのフレーム・サイズにx msを割り当て、アッ
プリングのフレーム・サイズにx msを割り当てる場
合に、最速の性能が得られる。

【0034】図3に示されているように、本発明のFD-HD方式に対するダウンリンク・フレームは物理層のオーバーヘッドを含む可能性がある。それらは、たとえば、パケットおよび/またはプリアンプルのビット310（図3参照）のビットとして使用することができる。媒体アクセス制御（MAC）のヘッダ312、或る種のバージョン・メタデータ314、次の各種の制御メッセージ314、送信許可320、次のアップリンク・フレームに対するミクロソフト情報350、および送信スケジュール322、前のアップリンク・フレームにおけるミクロソフトの予約のためのACKノレジメン（ACK）、前のアップリンク・フレーム330の中で送られたパケットに対するACKノレジメン、フローベースパケット/マルチキャスト

・データ・メッセージ360、ユニキャスト・データ・メッセージ380、および先行している各データ・メッセージに対するフレーム・チェック・シーケンス(FCS)355などがある。たとえば、ダウンリンク・フレームは送信許可、ユニキャストの手続のためのアクノージメント、およびユニキャスト・メッセージだけから構成することができる。

【0035】いくつかの制御メッセージはプロトコルキヤースト・メッセージ3600の一部分であることが好まし
く、それは負荷制御、平均ミニスロットに関する情報、
フロー制御情報、アクノレスメント、およびバワー・
マネージメント・パラメータを含むことができる。負荷制
御の情報はそのAPについて登録されたリモート・ノ
ードの数などの、単純なものであってもよい。あるいは、
アクティブなプロトコル・ノードの等価数などもっとも
高度なものであってもよい。負荷制御は許可制御および
AP間での負荷バランスのために使うことができる。ミニ
スロットの情報は次のアップリンク・フレームがあれ
ば、その中で、存在する予約ミニスロットの数、および
それらのロケーションを認識する。フロー制御情報はコ
ンテキストおよびXon/Xoffの相対を含む。

【0036】アップリンクのユニキャスト・トラフィックに対するアクノレージメント340はブロードキャスト・メッセージの一部であるアクノレージメント・ビットのような単純なものであってもよい。あるいは、もっと高度なものであってもよい。そのユニキャストのアイデンティティ番号の、たとえば、そのユニキャストのシーケンス番号およびアクノレージされるべきメッセージのシーケンス番号を指定する別のユニキャスト・メッセージであってもよい。前者の場合、アップリンク送信がN個の固定の基本スロットを備えたフレーム構造を使う場合、必要なアクノレージメント・ビットは最大でもN個で済む。後者の場合、各メッセージが別々のフレーム・チェーン・シーケンス (FCS) を持つ必要がある。「隠れた端末 (hidden terminal) の問題」のために、送信されるすべてのフレームがアクノレージされる必要に留意された。

【0037】 データストロップ380は複数のリモート・ノードからの送信を含む。各リモート・ノードからの送信はガード・ビット、プリエンブル・ビット、フレーム制御ビット、ACKノレッジメント、および/またはデータ・メッセージを含む。フレーム制御ビットのうちの1つは「more」ビットであり、それはそのリモート・ノードには送信すべきデータがまだ残っていることを示す。代わりに、単に「more」を使うだけでなく、送信されるために要するバイトの数、あるいは固定サイズのバケットの数を特に指定することができる。

【0038】 図4に示されているように、FDHDのアプレッシング・フレーム—一般に送信時間410および受信の不在期間415から構成される。第410および第

1つまたはそれ以上の競合スロットを含み、各競合スロットは競合データスロット420または競合予約スロット422のいずれかである可能性がある。競合の不明瞭4115は前のダウンリンク・スロットに対するアックレジメンタ400および複数データスロット480および486から構成される。必要場合、これらの競合スロット420および422は一緒にまとめられるのではなく、フレーム全体にわたって一様に分布されるようにすることができる。各競合予約スロット422はさらにk個のサブスロット430に分割することができ、それぞれが予約ミニスロットと呼ばれる。各ミニスロット430は1つのリモート・ノードのアイデンティティを含めるのに十分な長さ、一般には約30バイトである。競合スロット420は小さなデータ・パケットを送信するためのデータスロットとして利用することもできる。競合のない期間4115は純粋のACKフレーム440、純粋のデータ・フレーム480、および/またはデータ488およびACK490の部分の両方を含んでいる組合せのフレーム486を含むことができる。

[0039] ミニスロット430の数は動的に変更される可能性がある。たとえば、競合予約スロット422の中にk個のミニスロットがあり、競合スロットが合計N個ある場合、そのうちのN1が予約スロット422であり、それは合計N1*k個のミニスロットを含んでいる場合、残りの(N-N1)個のスロットが現在競合のデータスロットである。そのシステムに必要な予約ミニスロットの最小個数および最大個数がある場合、利用できる予約ミニスロットの数は選んでいるミニスロットと全体のアップリンク・キューの長さのパーセンテージに基づいて動的に変更することができる。ミニスロットの数を動的に変更するためのいくつかの方法が図12A〜図12Dに関連して後で説明される。

[0040] システムに対してアクセスを得ようとしているリモート・ノードに対して異なる優先度を割り当てるために、M1=N1*kのミニスロット(ここでN1は競合予約スロットの数である)各種のグループに分割することができる。たとえば、MACのアドレスが競合範囲内にあるリモート・ノードのグループはM2個までのミニスロット(ここでM2<M1)にだけランダムにアクセスすることが許され、一方MACアドレスが別の範囲内にあるリモート・ノードの高い優先度のグループはM1個までのミニスロットにランダムにアクセスできるようにすることができる。代わりに、優先度のクラスはMACアドレスではなく、コネクションのアイデンティティに基づいてノードに対して割り当てることができる。優先度割り当て機能は特に有用である。たとえば、病院または警察の緊急などの緊急の応答を必要とする機関に対して特に有用であり、通常の無線モデムよりアクセスの優先度が高い無線モデムを優先することによって実現することができる。また、この機能は高いアクセス優

に、Tr 530+Tap 540の時間だけ前に544のアップリンク・フレームを受信する。ダウンリンク・フレームn+1566は無線モデムによって伝播遅延時間Tp 520の後に576として受信されている。無線モデムはアップリンク・フレームn+1506をエンド・システムにおいて処理時間Tpe 550の後に送信し、そしてそれはAPにおいて516として伝播遅延時間Tp 520後に受信される。アップリンク・フレームn+2の送信508および受信518と、ダウンリンク・フレームn+3の送信568および受信578に対して同様な同期化が発生する。

[0044] 基本のダウンリンクMACフレームの構造はいくつかのサブフレームから構成されているフレームである。整数の数のフレームから作られているスーパーフレームを定義することもできる。フレームの持続時間は、実際の物理的な送信レートによって変わる。たとえば、それは2msに固定されていて、1つのフレームの中に含まれているサブフレームの数は変化することがある。厳しい条件がない場合、そのサブフレームの長さを可変にすることができ、そうでない場合、その長さのスーパーフレームの厳しい遅延時間の条件を満たすために、各フレームを同期転送領域(STTR)と非同期転送領域(ATR)とに分割し、そのような遅延時間の条件があるソースが各フレームの時間内に固定のバンド幅を受け取れるようにするのがよい。各領域をさらに基本スロットに細分することができる。

[0045] 図6Aは本発明による一般的なMAC層のダウンリンク・プロトコル・キャスト・サブフレームのフレーム・フォーマットの具体例を示している。この例のMACフレームには、17バイトのMACヘッダ620、フレーム・ボディ622、および2または4バイトのフレーム・チェック・シーケンス(FCS)624があり、これ以外に物理層のオーバーヘッド601(ガードおよびプリファンプ・ビット)がある。MACヘッダ620は、通常は少なくともフレーム制御ビット、発信元および受信先のMACアドレス、およびフレームの持続時間を含んでいる。図6AのMACヘッダの具体例は、1バイトのフレーム制御(FC)フィールド602、2バイトのフレーム持続時間フィールド630、6バイトの発信元のMACアドレス632、6バイトの宛先MACアドレス634、および2バイトのシーケンス制御フィールド636から構成されている。ピコ・メッセージのボディ614は一般に、メッセージ長フィールド、APのアイデンティティ(米国電気・電子通信学会(IEEE)の標準規格802.11においてESS-IDおよびBSS-IDと呼ばれている)、送信のパワー・レベル、ピーコンのインターバル、タイムスタンプ、負荷測定、オプションのFCSおよび機能情報を含む。ピーコン・メッセージの機能情報は、FDD/FDDHオプション、許可されるユーザの最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ・オプション(暗号化が使われているか、あるいはどのような暗号化のフォーマットがサポートされているかなど)、再送信の最大回数、ダウンリンク/アップリンクの送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニスロットのサイズ、サービスの品質(QoS)の機能などの情報を含むことができる。負荷測定情報がある場合は、それは一般に関連付けられているリモート・ノードの数を、ピーコン・メッセージのボディ614はその前にタイプ642の「制御」およびサブタイプ644の「ピーコン」のフィールドが付いている。

[0049] 図6Dは図6Bの具体例の送信許可のフォーマット650(図3の320)を示している。送信許可

ン識別子604、1ビットの「more fragment(フラグメントがまだ他にもある)」の指標606、1ビットの「再送信」指標608、1ビットのXo n/Xoff(信号616、1ビットの暗号化オン/オフ・フラグ(WEP)614、1ビットの「more data(データがまだ他にもある)」指標612、およびパワー・マネジメント、オン/オフ610のための1ビットのフラグを含む。これらのフィールドすべてが必要である場合、任意の残りのビットを将来使うために予約しておくことができる。他の実装もまた実現可能であり、発明者によって考慮されている。

[0047] 本発明によるプロトコルまたはスーパーキャストのダウンリンク・フレームのフォーマットが図6Bに示されている。図6Bのこの特定の具体例において、フレーム・ボディ622は、ピーコン・メッセージ640、前のアップリンク予約ミニスロット626に対するアックレジメンタ、送信許可650、送信スケジューラ660、プロトコル・キャスト・メッセージ670、および前のアップリンク・データ628に対するアックレジメンタを含む。フレーム・ボディ622の後にフレーム・シーケンスヘッダ620があり、それは1バイトのフレーム制御(FC)フィールド602、2バイトのフレーム持続時間フィールド630、6バイトの発信元のMACアドレス632、6バイトの宛先MACアドレス634、および2バイトのシーケンス制御フィールド636から構成されている。

[0048] 図6Cは図6Bのピーコン・メッセージ640(図3の314)のフォーマットを示している。ピーコン・メッセージのボディ614は一般に、メッセージ長フィールド、APのアイデンティティ(米国電気・電子通信学会(IEEE)の標準規格802.11においてESS-IDおよびBSS-IDと呼ばれている)、送信のパワー・レベル、ピーコンのインターバル、タイムスタンプ、負荷測定、オプションのFCSおよび機能情報を含む。ピーコン・メッセージの機能情報は、FDD/FDDHオプション、許可されるユーザの最大数、最大のペイロード・サイズ、セキュリティ・オプション(暗号化が使われているか、あるいはどのような暗号化のフォーマットがサポートされているかなど)、再送信の最大回数、ダウンリンク/アップリンクの送信時間比、アップリンク・フレームのサイズ、ミニスロットのサイズ、サービスの品質(QoS)の機能などの情報を含むことができる。負荷測定情報がある場合は、それは一般に関連付けられているリモート・ノードの数を、ピーコン・メッセージのボディ614はその前にタイプ642の「制御」およびサブタイプ644の「ピーコン」のフィールドが付いている。

[0049] 図6Dは図6Bの具体例の送信許可のフォーマット650(図3の320)を示している。送信許可

および物理層のヘッダを含め、1つの予約済みデータスロット826が各ATMのPDUの送信のために割り当てられる。可変長(VL)のPDUに対しては送信可能な長さは可変ペイロードにATMのPDUに対して必要なパケットヘッダを加えたものを含む。可変長のPDUの場合、各APがVLのPDUに対して可能な限り連続している予約済みデータスロット826を割り当てようとする。セグメンテーションを最小化することが望ましい。

[0061] 競合は無駄であるので、競合を避けるために追加の予約済みデータスロットを要求するための予約済み送信バーストの中の1つのフィールドがあることが理想的となる。キューの長さの情報を提供するスケジューリングの規律(たとえば、セルブッキング型公平キューイング規律)が使われるとき、次のパケットのサイズ、あるいは固定サイズの残っているパケットの数が、そのソースからの将来のデータ転送のためのバンド幅を予約するために指定される。ファースト・カム・ファースト・サーブ、またはラウンド・ロビンのキューイング規律が使われているとき、MACヘッダのフレーム制御フィールドの中の「more」ビットを同じ目的に利用することができる。

[0062] アップリンク・フレームにおいて、一定ビット・レートの送信がある場合、それは競合のセットアップ時に決定された固定の同期転送速度(STR)のスロット位置の中にある。新しい非同相転送のために、無線ノードのモデムはその利用できる競合ミニスロット822のうちの1つをランダムに選択し、それ以降のフレームにおいてATM/VLのバーストが送られるためのバンド幅を要求する。「新しい」非同相転送キューが空であるコネクションへの新しいパケットの到着とて定義される。次に、APは衝突を識別し、そして次のダウンリンク・フレームの中の予約ミニスロットのアクロネジメント・フィールドを理由して無線モデムにその衝突/成功のステータスを通知する。代表的なアップリンク・フレームが図8Cに示されている。それは予約ミニスロット822、前のダウンリンク・フレームにおいて受信されたデータに対するACK832、およびアップリンク予約済みデータ・フィールド826を含んでい

る。APは実装されているサービス(キューイング)規律の記述に従って、次のアップリンク・フレームに対してATM/VLのステータスをスワップする。この情報は送信許可およびスケジューリングの中のダウンリンク・フレーム(図示せず、図3参照)を理由してそのリモート・ノードにあるモデムに対して送られる。

[0063] 図8Dは図8Cのアップリンク・フレーム予約ミニスロット822に対するフレーム・フォーマットの例を示している。そのフレームは第10のMACアドレスおよび2バイトのシーケンス制御フィールドだけを含んでいる。そのフレームは第40、その次のコネクション・アイデンティティ(CI)フィールド842

およびフレーム・チェック・シーケンス(FCS)844を含んでいる。

[0064] 図8Eは純粋のアクノレジメント・アップリンク・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいて、フルMACヘッダ848の次に、タイプ・フィールド850「データ」およびサブタイプ・フィールド852「ACK」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド854、シーケンス番号ACKフィールド856、およびFCS858が続いている。

[0065] 図8Fは純粋のデータ・アップリンク・ユニキャスト・フレームに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ860の次に、タイプ・フィールド862「データ」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド864、データ・フィールド866、およびFCS868が続いている。図8Gはアクノレジメントおよびデータのアップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ870の次に、タイプ・フィールド872「データ」およびサブタイプ・フィールド874「データ+ACK」、コネクション・アイデンティティ(CI)フィールド876、シーケンス番号ACKフィールド878、およびFCS878が続いている。図8Hはアクノレジメント、データ、および「more」アップリンク・フレームの組合せに対するフレーム・フォーマットの一例を示している。このフォーマットにおいては、フルMACヘッダ880の次にタイプ・フィールド882「データ」およびサブタイプ・フィールド884「データ+ACK+more」、コネクション・フィールド886、シーケンス番号ACKフィールド888、moreデータ・フィールド890、およびFCS858が続いている。

[0066] 上記の具体例はアクセス制御の実装およびネットワークへのリモート・ノードの許可のための特殊メッセージを提供するために、IEEE802.14標準を採用している。特定の例として、アップリンクのパケット幅が2.56Mbpsであるシステムにおいて、ランダム・アップ・タイム4ms、32シンボルのプリアンブル(QPSKを仮定して25.0μs)、そしてターノフ時間が4μsである。これらのパラメータのために、物理層のPDUの各エントにおいて20ビットのガード・タイムおよび64ビットのプリアンブルが必要となる。このシステムにおいては、2msのアップリンク・フレームは640バイトに対応する。フレームがSTRおよびATRの両方から構成され、そしてSTRの中の各基本スロットの長さが27バイトであると仮定し

て、1つのSTRスロットを備えたフレームも、たとえば、10個の予約ミニスロット(各基本スロットが5つの予約ミニスロットに変換されている)、2個のデータ競合スロット、および5個の予約済みデータスロットを、ATMのPDUまたはVLのPDUに対して構つてることができる。

[0067] 図11に示されているように、ダウンリンクのプロトコルキャスト・メッセージをペーキング要求メッセージとして使うことができる。ペーキング要求およびそれに関連付けられている応答メッセージは、有線ネットワーク上のPCが無線ネットワーク上の別のPCを呼び出すことができるようにするために提供されている。ペーキング要求メッセージは有線のホストまたは別の無線のモデムが、送信したいということを無線のモデムに知らせるために有用である。受信されたペーキング要求メッセージの中にIDが含まれている無線モデムは、その無線モデムとアクセス・ポイントとの間に現在コネクションが存在しない場合の接続要求以外に、ペーキング応答メッセージで応答する。ペーキングの機能はローカル・サーバを必要とする。ローカル・サーバは、必要であればPPPサーバと同じ場所に置くことができる。その方法は無線ネットワークを經由してアクセスされるPCが、より効率的にアクセスされるIPアドレスを持つていないときに普通使われる。

[0068] 図11に示されているように、PC2 1102が無線モデム1106に付加されるようにするPC1 1104に対する呼出しを起動できるようにするために、ペーキング予約メッセージが定義されている。起動しようとしているPC(PC2) 1102は、Call-Initiateメッセージ1110を、そのホーム・レジストレーション・サーバ1116を定義するロケーション/PPPサーバ1112に対して送信する。ホーム・レジストレーション・サーバ1116は次に正しいWH/IWFを識別し、Call-Initiateメッセージ1118をAP 1120に対して中継する。次に、AP 1120はペーキング要求1130を、PC1 1104が関連付けられている無線モデム1106に対して送信する。最後に、無線モデム1106はCall-Initiateメッセージ1132をPC1 1104に対して中継する。

[0069] その呼出しを受け付けるために、PC1 1104はCall-Acceptメッセージ1140を無線モデム1106に対して送信すると同時に、それにConnect-Requestメッセージを付けておく。次に、無線モデム1106はペーキング応答1142をAP 1120へ送信し、AP 1120はそのメッセージ1144をWH/IWF 1116へ中継する。また、無線モデム1106はそのConnect-RequestメッセージをAP 1120に対して中継し、AP 1120は同様にそれをWH/IWF 1116へ中継する。

1116に対して中継する。WH/IWF 1116はConnect-Replyメッセージ1145をPC1 1104に対して送信し、そして次にCall-Acceptメッセージ1146をロケーション・サーバ1112に対して中継して戻す。最後に、ロケーション・サーバ1112はCall-Acceptメッセージ1148をPC2 1102に対して中継する。

[0070] ODMFQ方式は各ユーザからの同じメッセージ・ストリームの内部で優先アクセスを提供することができ、優先アクセスは一般にデータ・メッセージより優先度が高い重要な制御メッセージを媒体する。予約スロットの中で無線モデムによって送信される可能性のあるいくつかの重要な制御メッセージとしては、

(a) 無線モデムとアクセス・ポイントとの関連付けを要求するための関連付け要求、(b) コネクションのセッアップ要求を要求するためのコネクト要求(c)、ペーキング要求を要求するためのペーキング応答、および(d) しばらくの間沈黙していた後、パケット転送を当てる要求するためのバンド幅要求などがある。また、各組の可能なメッセージもサービスの品質を確保するために異なる優先度を対応して割り当てることができる。一般に、関連付け要求、コネクト要求、およびペーキング応答メッセージはデータ・メッセージより優先度が高いことが期待される。1つの例として、サービス・プロバイダがユーザをそれ以上は許可しない場合、バンド幅要求のメッセージには、コネクト要求およびペーキング応答メッセージより低い優先度が与えられ、コネクションをより速くセッアップすることができるようになる。データ・メッセージのうち、たとえば、RTP/UDPパケット上で搬送される音声信号にはtcp/ipのデータ・パケットより高い優先度が一般に与えられる。

[0071] フラグメントの再送信を可能にするために、フラグメンテーション/再アセンブリのメカニズムが定義されている。APおよび無線モデムは一般に、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)が最大リンクまたはアップリンクのフレームにおいて利用できる残りの空間を超えた場合、MAC層のサービス・データ・ユニット(SDU)をフラグメント化する。代わりに、フラグメンテーションのしきい値を、MAC/SDUがフラグメント化されるフラグメンテーションのしきい値を定義することができる。各フラグメントに属しているすべてのフラグメントは同じ12ビットのシーケンス番号を割り当てるが、異なるフラグメント番号が与えられている。次に、フレーム制御フィールドの中の「More Fragment」ビットが最後を除いてすべてのフラグメントに対してセットされ、次に最後のフラグメントが属していることを示す。次に、そのフラグメントは

る。前に説明されたように、アップリンク・フレームの中には2種類の競合スロットがある。それらは(1)パンド幅要求メッセージのためのミニスロットを含んでいる予約スロット、および(2)競合のスーパースロットの中にアップリンクの短いパースト性のメッセージを含んでいるデータスロットである。そのAPにおいて、1つのアップリンク競合タイム・スロットの中のRFEエネルギーが評価される。エネルギーが存在していなかった場合、その競合スロットは「アイドル(IDLE)」と宣言される。競合スロットのステータスは、次の条件がすべて成立した場合に「成功(SUCCESS)」であると宣言される。1) RFEエネルギーがそのスロットの中と宣言された。2) そのスロットの中でプリアンブルが検出された。3) そのスロットの中のフレーム・チャック・シーケンス(FCS)はエラーを示していない。競合スロットのステータスは、そのスロットの中にRFEエネルギーが検出され、そして次の条件のうちの少なくとも1つが成立している場合に衝突(COLLISION)」であると宣言される。1) そのスロットの中のプリアンブルが乱れている。あるいは2) そのスロットの中のフレーム・チェック・シーケンス(FCS)がエラーを示している。

[0084] 図18Aは本発明の1つの態様による、アクセス制御のための方法の実施形態を示している。N個の競合予約のミニスロットが各アップリンク・フレーム1810の中で構成されている。そのN個のミニスロットは複数のアクセス優先度クラスに構成されていて、各クラスはその優先度が異なっている。1815において、そのAPはN個のアクセス優先度クラスを許可するよう構成される。1820においてアクセス優先度クラスiの各リモート・ホストは1つの競合ミニスロットをランダムに拾ってアクセス要求を送信する。拾われた競合ミニスロットは1〜N_iの範囲内にある。ここでN_i(i+1) < N_iとしてN_i=Nである。1825において基地局はそのアクセス要求を受信し、受信された競合ミニスロットを順次調べる。1830において、現在調べられているミニスロットが衝突していない要求を含んでいると判定された場合、APは1835においてその衝突していないアクセス要求に対応しているリモート・ホストに対してアクセスを許可する。現在調べられているミニスロットが衝突している要求を含んでいると1830において判定された場合、APはACKを送信せず、それによってその影響されているリモート・ノードが衝突解決を1840において実行するようになされる。衝突解決期間の後、APは1845において「勝った(won)」リモート・ホストに対してアクセスを許可する。結果として、1850において調べられるべきミニスロットがまだ他に残っていると判定された場合、APは1830においてミニスロットの衝突をチェックし続け、1835において正常に要求しているホストに対してア

した衝突の回数である。jが10より大きい場合、lは0〜2l0-1の範囲の一端分布から選択される。2. そのモデムは同じ種類の1〜1層の競合スロットの機会をミニスロットまたはデータ競合スロットのいずれかをスキップし、またはその以前に衝突したパケットを次の直後の競合スロットの機会において再送信する。

[0088] この方法の動作が図14Aに示されている。APはアクセスするために待機している無線ノードは、1402において、アクセス要求を送信する1つの予約ミニスロットをランダムに拾う。1404において、そのノードが衝突によって影響されていると判定され、そのノードが衝突によって影響されていると判定された場合、そのノードは1408において乱数lを発生し、1410において同じ種類の次の1〜1層の競合スロットの機会をスキップする。次に、そのノードは1412においてその衝突したパケットに対するアクセス要求を直ぐ次の競合スロットの機会において再送信する。1404においてそのノードが衝突によって影響されていないと判定された場合、1405においてそのノードにおけるキューが空であった場合、そのノードは1406においてそのキューを送信し、待機状態1402へ戻る。1405においてそのノードのキューが空でない場合、APからの送信許可を受信した後、そのノードは1407において現在のパケットをそのキューの次のパケットの送信のためのビギンバックされた予約要求と一緒に送信し、そのキューが1405において空であると判定されるまで、送信許可を受信した後1407においてビギンバックされた予約要求を付けたパケットを送信し続け、キューが空になると最後のパケットが1406において送信され、その後、そのノードは待機状態1402へ戻る。

[0089] 第2および第3の方法においては、APはダウンリンクのプロトコル・メッセージを送出し、すべての無線ノードに対して、予約ミニスロットの中の各競合の結果をブロードキャストする。第2の方法においては、各無線ノードの中のモデムはスタック・レベルによって特権付けられ、そしてスタック・レベルが0に等しい無線ノードだけがアクセス要求パケットを送信することが許可される。スタック・レベルの値がより大きいモデムは優先度があるとみなされる。たとえば、M個の予約ミニスロットがあるとき、スタック・レベルが0である各リモート・ノードはM個のミニスロットのうち1つをランダムに拾うことができる。1つのタイム・スロットの終りにいて、無線ノードiはそのタイム・スロットの中の送信の結果に基づいてスタックのレベルを変更する。この方法によって、新しくアクティブな無線ノードは特定の衝突解決期間の間に、スタック・レベルが0である既存の無線ノードに加わることができる。要求状態にある各無線ノードはそれがアクセス要求パケットを送信せず、そして指定のアクノレージメントを(たとえば、衝突があった)基地局(AP)から受け取

った場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。他方、無線ノードはアクセス要求の送信に成功したことを示している特定のアクノレージメントを基地局から受け取った場合、無線ノードは自分のスタック・レベルをデクリメントする。アクセス要求送信に参加する各無線ノードは、そのスタック・レベルがレベル0にとどまるか、あるいは基地局からの指定のアクノレージメントの受信時にインクリメントされるかどうかを決定するためにランダムに「抽選」のようなことを行う(flips a coin)。

[0090] 第2の方法の規則は次の通りである。

1. 無線ノードが最初にネットワークに対してアクセスを得たとき、あるいはアクセスを得ていて、新しいデータを送りたいとき、そのノードは要求状態に置かれ、0のスタック・レベルが割り当てられる。
2. M個の予約ミニスロットがあるとき、要求状態にある各無線ノードはM個の予約ミニスロットのうちの1つを、アクセス要求パケットを送信する自分に割り当てられたミニスロットであるとしてランダムに拾う。
3. その無線ノードが0に等しいスタック・レベルによって特権付けられると、それはアクセス要求パケットを送信する。しかし、そのリモート・ノードが0以外のスタック・レベルによって特権付けられているとき、それはアクセス要求パケットを送信しない。
4. そのタイム・スロットの終りにいて、各無線ノードはアクセス・ポイントからのダウンリンク・メッセージの予約クノレージメント・フィールドの中で自分が割り当てられているミニスロットに対して報告されているアクセス要求の結果(衝突、アイドルまたは成功のいずれか)に基づいて、自分のスタック・レベルを変更する。

[0091] A. アクセス要求を送信して「成功」の結果を受け取った無線ノードは要求状態から取り除かれる。

B. アクセス要求を送信して「衝突」の結果を受け取った無線ノードは自分のスタック・レベルを1だけインクリメントするか、あるいは自分のスタック・レベルを0のままにしておくかを、ランダムな抽選の結果に基づいて実行する。

C. 要求状態にあって、アクセス要求を送らなかつた無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0で優先度を持っているノード)は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレージメント・フィールドの中で報告される結果が「衝突」であった場合、自分のスタック・レベルを1だけインクリメントする。

D. 要求状態にあって、アクセス要求を送信しなかつた無線ノード(すなわち、スタック・レベル>0で優先状態にあるノード)は、その割り当てられたミニスロットに対する予約アクノレージメント・フィールドの中でレポートされている結果が「成功」であった場合、自分の

めの方法1のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Aのプロローチャートの中でも図式的に示されている。

```

H1)) (
  If ((q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
H1)) (
  If (State!=1) (
    no_minini=no_minini-k;
    no_slots=no_slots+1;
    State=1
  )
  )
  If ((q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
ESH2)) (
    If (State==1) (
      no_minini=no_minini+k;
      no_slots=no_slots-1;
      State=0
    )
  )
  )

```

【0102】図12Aに示されているように、1201においてアップリンク・キューの合計の長さが高い方のしきい値 (HIGH) より大きかった場合、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージ (IDLE) が第1のアイドルしきい値 (IDLE1) より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数 (N) は不変のままになる。しかし、1202においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数 (SLOTS) は1だけ増やされ、その状態が「1」であると判定された場合 (ミニスロットの数は減らされなければならなかったことを意味する)、そのフレームの中のミニスロットの数は1204において或る値kだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数 (SLOTS) は1だけ増やされ、その状態が「1」に設定される。1201においてアップリンクのキューの長さの合計が高い方のしきい値より大きくないと判定された場合、そして1205においてアップリンクのキューの長さの合計が低い方のしきい値 (LOW) より小さいと判定された場合、そして120

```

  If ((q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRSH1)) (
    If (State==0) (
      no_minini=no_minini-2k;
      no_slots=no_slots+2;
      State=2
    )
    else if (State==1) (
      no_minini=no_minini-k;
      no_slots=no_slots+1;
      State=2
    )
  )
  else if ((q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRS

```

```

H1)) (
  If (State==0) (
    no_minini=no_minini-k;
    no_slots=no_slots+1;
    State=1
  )
  )
  If ((q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2)) (
    If (State>0) (
      If (State=1) (
        no_minini=no_minini+k;
        no_slots=no_slots+1;
        State=0;
      )
      else (
        no_minini=no_minini+2k;
        no_slots=no_slots-2;
        State=0;
      )
    )
    else if ((q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
H2)) (
      If (State==2) (
        no_minini=no_minini+k;
        no_slots=no_slots-1;
        State=1
      )
    )
  )

```

【0104】図12Bに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値 (HIGH2) より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1211において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1211においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして状態が1212において「0」(ミニスロットの数が増加されなければならなかったことを意味する)と判定された場合、1213においてそのフレームの中のミニスロットの数は2kだけ減らされ、そのスロットの中のデータスロットの数は2だけ増やされ、そしてその状態は「2」に設定される。1214において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1215においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「2」に設定される。

【0105】図12Bの方法において、アップリンクのキューの長さの合計が、1210において第1の高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アップリンク

のキューの長さの合計が1210において第2の高い方のしきい値 (HIGH1) より大きいと判定された場合、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1217において第1のアイドルのしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1217においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きいと判定され、そして1218において状態が「0」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1219においてkだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされ、そして状態は「1」に設定される。

【0106】アップリンクのキューの長さの合計が1210において第1の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定されたが、1221において第1の低い方のしきい値「LOW1」より小さくなく、1220において第2の低い方のしきい値「LOW2」より小さくなくと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より

り大きくないと判定され、1221において第1の低い方のしきい値より低くないと判定されたが、1221においてその低い方のしきい値より小さいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1223において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして休憩が1224において「2」である（ミニスロットの数が減らされたばかりであることを意味する）と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1225において2kだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「1」に設定される。

【0107】アップリンクのキューの長さの合計が1220において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1221において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニ

```

    If ( (q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
        H1) ) {
        If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-k;
            no_slots=no_slots+1;
        }
    }
    If ( (q<LOW_THRESHOLD) && (idle<IDLE_THR
        ESH2) ) {
        If (no_mini<NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

【0109】図12Cに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1240において高い方のしきい値より大きいと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1241において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、1241においてアイドルのミニスロットのパーセンテージが第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、そして1242においてミニスロットの数が許されているフレームの最小の回数 (MIN) より大きい場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1243においてkだけ減らされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は1だけ増やされる。アップリンクのキューの長さは1240において高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合

```

    If ( (q>HIGH2) && (idle>IDLE_THRESH1) ) {
        If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-2k;
            no_slots=no_slots+2;
        }
    }

```

スロットのパーセンテージが1226において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そして状態が1224において「0」でないと判定された場合、1228において状態が「1」と判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1230においてkだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされ、そして状態は「0」に設定されるが、状態が「2」であった場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1229において2kだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされ、そして状態は「0」に設定される。

【0108】平均ミニスロットの数を動的に調整するための方法3のソフトウェアによる実装が以下に与えられ、そして図12Cのプロチャートの中で図式的にも示されている。

```

    If ( (q>HIGH_THRESH) && (idle>IDLE_THRES
        H2) ) {
        If (no_mini>NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

【0111】図12Dに示されているように、アップリンクのキューの長さの合計が1250において第1の高い方のしきい値より大きいと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1251において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットの数は1251において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定され、そしてミニスロットの数が1252において許されているミニスロットの最小個数より大きくないと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1253において2kだけ減らされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1254において第1のアップリンクのキューの長さの合計が1250において第1の高い方のしきい値より大きくないと判定され、アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きいと判定され、そしてアイドルのミニスロットのパーセンテージが1255において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1255において第1のアイドルしきい値より大きくないと判定された場合、そしてミニスロットの数が1256において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1255においてkだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。

【0113】アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1258において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1259において第2のアイドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が1260において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1261において2kだけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされる。

【0114】モデムからのアップリンクのバンド幅要求に対する応答におけるA/Pの後割は、それらが純粋の予約ミニスロットの中、あるいはビギンパックの形式で到着したかどうかにかかわらず、高いバンド幅要求を伝達

```

    else if ( (q>HIGH1) && (idle>IDLE_THRE
        SH1) ) {
        If (no_mini>NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini-k;
            no_slots=no_slots+1;
        }
    }
    If ( (q<LOW1) && (idle<IDLE_THRESH2) ) {
        If (no_mini<NUM_MINI_MIN) {
            no_mini=no_mini+2k;
            no_slots=no_slots-2;
        }
    }
    else if ( (q<LOW2) && (idle<IDLE_THRES
        H2) ) {
        If (no_mini>NUM_MINI_MAX) {
            no_mini=no_mini+k;
            no_slots=no_slots-1;
        }
    }

```

れたが、1258において第1の低い方のしきい値および1262において第2の低い方のしきい値の両方より小さくないと判定された場合、ミニスロットの数は不変のままとなる。しかし、アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、1258において第1のしきい値より小さくないと判定されたが、1262において第2の低い方のしきい値より小さくないと判定され、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1263において第2のアイドルしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が1264において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1265においてkだけ増やされ、そのフレームの中のデータスロットの数は1だけ減らされる。

【0113】アップリンクのキューの長さの合計が1254において第2の高い方のしきい値より大きくないと判定され、そして1258において第1の低い方のしきい値より小さくないと判定された場合、アイドルのミニスロットのパーセンテージが1259において第2のアイドルのしきい値より小さいと判定され、そしてミニスロットの数が1260において許されている最大の個数より小さいと判定された場合、そのフレームの中のミニスロットの数は1261において2kだけ増やされ、そしてそのフレームの中のデータスロットの数は2だけ減らされる。

【0114】モデムからのアップリンクのバンド幅要求に対する応答におけるA/Pの後割は、それらが純粋の予約ミニスロットの中、あるいはビギンパックの形式で到着したかどうかにかかわらず、高いバンド幅要求を伝達

ム・ユニット掛かる。その時、サービス・タグのインク
リメント、すなわち、
L/Ri

はセッション1、2、および3に対してそれぞれ8、
4、および2である。時刻tにおいてセッション1が4
つのパケットを含み、セッション2が8個のパケットを
含む、そしてセッション3はt=3までに荷役がなくな
る場合、式(1)に従って、セッション1のパケットは
サービス・タグ8、16、24、および32を受け取
る。同様に、セッション2のパケットはサービス・タグ
4、8、12、16、20、24、28、および32を
受け取る。

【0123】図9Aは時刻t=0におけるこの例のパケ
ットのサービス・タグを示している。サービス・タグ8
902、サービス・タグ16 904、サービス・タ
グ24 906、およびサービス・タグ32 908を
伴ったセッション1のパケットは、セッション2からの
パケット912、914、916、918、920、9
22、および924とインクリープされる。サービス
・タグ4を有しているセッション2からのパケット91
0が現在サービス中である。

【0124】図9Bはセッション3からパケットが到着
する直前、時刻t=3における残りのキューに入って
いるパケットのサービス・タグを示している。サービス
・タグ20を備えているセッション2からのパケット9
18が現在サービス中である。図9Cはセッション3か
ら9個のパケット930、932、934、936、9
38、940、942、944および946が到着した
直後の、時刻t=3におけるパケットのサービス・タグ
を示している。セッション3の最初のパケット930に
対するサービス・タグは22から始まることに留意され
たい。というのは、そのパケットが到着したとき、その
時点でサービスされていたパケットのサービス・タグが
20であったからである。したがって、サービス・タグ
のインクリメントが2である場合、セッション3の最初
のパケット930はサービス・タグ22を受け取るこ
となる。したがって、セッション3からのそれ以外のサ
ービス・タグは24、26、28である。

【0125】図9Dは時刻t=4、5におけるキューに
入っている残りのパケットのサービス・タグを示してい
る。セッション1からのサービス・タグ24を伴ったパ
ケット906の送信がエラーになっている。したがっ
て、アクセス・ポインタは、送信される必要があるこ
をネットワーク層のレジストレーションに組み合わせた
場合、その関連付けの要求フレームはAPがネットワ
ーク層のレジストレーション・パケットをその要求し
ている無線ハブに対して送信することができると十分に
なログイン情報を含んでいる必要がある。この場合、A
Pは無線ハブからそれ以上の応答を受信するまで、その
関連付けの応答フレームを送信しない。

【0129】MAC層のレジストレーションがネットワ

ーク層のレジストレーションと組み合わせられない場
合、APはその関連付けの応答フレームを送信する前
に、無線ハブに対してMAC層のレジストレーションを
中継することができ、MAC層のレジストレーション
とネットワーク層のレジストレーションの分離は、その
再使用可能であることが望ましい場合に有用である。ま
た、異なるユーザが異なる接続要求を行うために同じ無
線モードのレジストレーションだけを行うために必要とな
AC層のレジストレーションがあるが、複数のネットワーク層のレジストレ
ーションを行う必要も偶然としてあり得る。各無線モデ
ムごとにユーザが一人だけしかない場合、MAC層の
レジストレーションとネットワーク層のレジストレーシ
ョンとを組み合わせるとは、レジストレーション・プ
ロセスの間のエアリンク・フレームの数を減らすのに役
立つ。

【0130】リモート・ホストのPCから再接続メッセ
ージを受信すると、無線モードは次の手順を經由してア
クセス・ポインタに再関連付けを行う。

1. その無線モードは再関連付け要求のフレームをアク
セス・ポインタに対して送信。
2. その再関連付け応答フレームが「成功」のステータ
ス・コードで受信された場合、その無線モードは再接続
成功のメッセージをPCに対して送信する。
3. 再関連付け応答フレームが「成功」以外のステータ
ス・コードで受信された場合、その無線モードは再接続
失敗のメッセージをPCに対して送信する。アクセス・
ポインタは局の再関連付けをサポートするために、次の
ように動作する。

【0131】1. 再関連付け要求フレームが1つの局か
ら受信され、そしてその局は認証されているときは常
に、アクセス・ポインタは「成功」を意味しているステ
ータス値で再関連付け応答を送信する。
2. ステータスの値が「成功」であった場合、その局に
対して割り当てられているコネクション・クッキーがその応
答の中に含まれている。

3. その再関連付けが成功であったとき、アクセス・ポ
インタはそのMACフィルタ・テーブルを通更新
する。また、アクセス・ポインタは無線ハブにこの再関連
付けについて知らせる。

4. 再関連付け要求が成功しなかった場合、アクセス・ポ
インタはその無線モードに対して該当の理由コードを
付けて再関連付け応答を送信する。

【0132】何らかの理由で、PCまたはアクセス・ポ
インタのいずれかが相手側との関連付けを解除したい場
合、接続解除要求フレームに送信される。PCは切り離
しメッセージを無線モードに対して送信し、アクセス・
ポインタに対して切り離し要求フレームを送信するよう
無線モードをトリガする。そのアクセス・ポインタはP

Cによって起動された切り離し動作の成功または失敗を
示す切り離し応答フレームによって応答する。無線モデ
ムは切り離し応答メッセージ經由でこの応答をPCに対
して中継して戻す。

【0133】過負荷状態、あるいは他のユーザに対して
より高い優先度が与えられたときなどのいくつかの状況
下において、アクセス・ポインタは以前にそのアクセ
ス・ポインタに関連付けられた特定の無線モードの関連付
けを解除する必要がある。その場合、そのアクセス
・ポインタは関連付け解除の要求メッセージをその無線
モードに対して送信する。その無線モードは関連付け解
除の応答フレームによってアクセス・ポインタに対し
て応答し、そしてその関連付け解除のメッセージを、その
無線モードに対して付加されているすべてのPCに対し
て中継する。また、アクセス・ポインタは無線モードを
經由してPCに対して中継される切り離し要求メッセー
ジを經由して、特定のコネクションを切り離すこともで
きる。2台以上のPCをサポートする無線モードの場
合、無線モード全体をデイスエューブルしたい場合でない
限り、関連付け解除要求メッセージは使用されない。

【0134】無線モードが通信できるアクセス・ポイン
トのリストに基づいて、無線モードは次の基準(番号の
小さいほど優先順位が高い)を最もよく満たすAPを選
定することによって、どのAPと関連付けるかを決定す
る。

1. 信号対妨害比、RSSIおよびSNRRが最良であ
る。
2. 負荷が最も少ない(すなわち、等価な関連付けられ
ているユーザの数が最小である)。

3. 通信するのに必要な電力が最小である。
【0135】アップリンク/ダウンリンクの送信時間比
は動的に調整することができ、これを受装するための
1つの方法はアップリンクのデータ送信の上にビギンパ
ックされている「more」ビットまたはアップリンク
・キューのサイズの情報を利用する。そのセル/セクタ
の内部で現在アクティブであるすべてのリモート・ノー
ドからこの情報を受け取る、アクセス・ポインタはア
ップリンク/ダウンリンクのキュー・サイズの合計に関
する完全な情報を有することになり、そしてこの情報を
使って、合計のアップリンク/ダウンリンクのキュー・
サイズ情報に基づいてアップリンク/ダウンリンクの比
を動的に調整することができ、これを行うための1つ
の単純な方法は、しきい値ベースの技法を使う方法であ
る。アップリンク/ダウンリンクの合計のキュー・サイ
ズ比がk1以下に下がると、アクセス・ポインタはアッ
プリング/ダウンリンク比をs1に設定し、アップリン
ク/ダウンリンクのキュー・サイズ比がk2(k2>
k1)を超えて増加すると、アクセス・ポインタはアッ
プリング/ダウンリンク比をs2(s2>s1)に設定
する。現時点では、トラフィックのキャパシティリゼーシ

ンは4:1の比率が適切であることを示しているように思われる。

【0136】図10に示されているように、フレーム1010は4つの予約ミニスロット1012、2つのアップリンク・スロット1020、3つのダウンリンク・スロット1030、およびビコン・メッセージ1040を含んでいる。ビコン・メッセージ1040中は合計のスロット数および次のフレーム1050中の存在することになるダウンリンク・スロットの数を指定している情報を含んでいる。フレーム1050はこの情報を反映して、同じ数の予約ミニスロット1012(4)を含んでいるが、アップリンクのスロット1020の数は3であり、そしてダウンリンクのスロットは1030の数で2であり、その他に、次のフレームに対するアップリンク/ダウンリンクの送信時間比などを規定している新しいビコン・メッセージ1060を含んでいる。

【0137】PCのフロー制御のために、無線モデムは各方向(アップリンク/ダウンリンク)に対するパップアの占有度の高い方のしきい値および低い方のしきい値を規定し、そしてパップアの占有度を監視する。アップリンク・トラヒックに対するパップアの占有度の高い方のしきい値に達すると、フロー制御信号(Xoff)が無線モデムからPCに対して送られる。アップリンク・トラヒックに対するパップアの占有度が低い方のしきい値以下に落ちると(以前に高い方のしきい値を超えた後)、無線モデムは「Xon」信号をPCに対して送る。ダウンリンク・トラヒックに対するパップアの占有度の高い方のしきい値に達すると、無線モデムはメッセージをアクセス・ポイントに対して送る時点で、フレーム・フィールドの中にあるXon/Xoffのビットを「オン」にセットする。送られるべきアップリンク・フレームがない場合は長さ0のメッセージが送られる。そのようなフレームは高い優先度の制御フレームと考えられる。

【0138】周波数分割半二重送受信バージョンの場合、無線モデムおよびアクセス・ポイントはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方をパップアするためのメモリを維持する。周波数分割全二重送受信バージョンの場合、APはアップリンクおよびダウンリンクのメッセージの両方に対する1つのパップアを維持する。代表的なパップア・サイズはFDHの場合にはモデムおよびAPにおいて100kバイトとなり、FDDの場合にはAPにおいて200kバイトとなる。無線モデムのパップアは、通常、ダウンリンクとアップリンクのトラヒックの間でk:1の比率に区画化される。

【0139】アクセス・ポイントのパップアもダウンリンク・トラヒックとアップリンク・トラヒックの比のk2:1に区画化される。また、トラヒックのキャパシティレーションは4:1(ダウンリンクの容量がアップリンクの容量の4倍大きい)のが適切であることを示

ーザ(Reg)の「ATMに対する等価バンド幅および関連許可基準・性能の調査」(Equivalent Bandwidth and Related Admission Criteria for ATM Systems) International Journal of Communication Systems、第2巻、181~197ページ(1994)に記述されている等価バンド幅関連の許可技法は、無線環境におけるこの問題を処理するための修正を行うことによつて使うことができる。たとえば、レゲはバンド幅の条件が1つだけしかなく、そしてQoSの条件の組が1つだけしかないと仮定している。ここで、アップリンク/ダウンリンクのための複数のバンド幅要求および異なるQoS条件をサポートするためにレゲの方向と指定される。無線モデムとAPとの間の無線経路および、したがって、経験される可能性のあるFERに基づいてバンド幅要求に対する調整もサポートされる。

【0142】別の例においては、各接続要求は必要な平均ビット・レートおよびトラヒックのバースト性ファクタを指定する。APは或る期間の間、両方向において各コネクションによつて送信されるバイトの数に関する情報を収集する。また、APは両方向におけるコネクション・トラヒックに対するバースト性ファクタも測定する。この測定された情報に基づいて、APは両方向(アップリンク/ダウンリンク)における潜在的な平均コネクションのビット・レートおよび各コネクションのバースト性ファクタを求めることができる。次に、APは許可されているコネクションの等価数を計算する。新しい接続要求が到着すると、APは、許可されているコネクションの新しい等価数が指定のしきい値を超えるかどうかを計算する。しきい値を超えた場合、その接続要求は拒否される。そうでない場合、それは受け入れられる。

【0143】測定される量は防壁に関連している各種の測定であつてよい。これがバンド幅リミットのシステムではなく、防壁リミットのシステムであった場合、その新しいコネクションが許可されるべきかどうかを知るために、APはその測定された防壁に基づいて各リポート・ホストに対するフレーム・エラー・レート(FER)の測定を測定する。無線ネットワークにおける測定された量に基づいて、新しいネットワークを許可するためのこの方法の実施形態が図20に示されている。アップリンクのフレーム・エラー・レート、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートを2010において各リポート・ホストに対する基地局において測定される。ダウンリンクのフレーム・エラー・レート、ダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートを2015において各許可されているリポート・

ホストにおいて測定され、次にダウンリンクのFERが2020において基地局へ送られる。この手順は2025において継続され、現在許可されているすべてのリポート・ホストがそれぞれのFERの測定値を基地局に対して送ることができる。そのリポート・ディングのプロセスは定期的、あるいはトリガ型のいずれかとする。たとえば、1つの代替実施形態においては、各リポートはダウンリンクの平均ビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、およびパケット損失レートも基地局に対して送る。

【0144】そのコネクションの平均の、およびピークのビット・レート、トラヒックのバースト性ファクタ、および各コネクションのパケット損失レートに基づいて、等価バンド幅が2030において各リポート・ホストに対して基地局において計算される。これらの計算はリポート・ホストから受信される新しい情報から繰えす。たとえば、2040において既に許可されているコネクションの等価数を計算するために基地局によつて使われる。新しいコネクションが2045において要求されている場合、基地局はその要求されているコネクションによつて要求されている平均レートおよびパケット損失レートの効果な等価バンド幅に基づいて考慮し、2050において許可されているすべてのコネクションのサービスの品質が、その新しいコネクションが許可された場合でも維持できるかどうかを2050において計算する。2055においてQoSが維持できると判定された場合、その新しいコネクションは2060において許可され、そうでなかった場合、その新しいコネクションは2065において許可を拒否される。

【0145】厳格な使用の優先度許可基盤も要求することができ、たとえば、2つのユーザー優先度クラス、すなわち、クラス1およびクラス2がある場合、システムは低い方の優先度クラス2のユーザーを最大K1だけ許可し、ユーザーの合計数をM(M≧K1)とすることができ、ユーザーがクラス1の新しいユーザーの1つから接続要求を受け取ると、現在の関連付けられているユーザーの数、k₀に基づいて決定を行う。k₀≦Mの場合、クラス1の新しいユーザーを許可する。そうでない場合、クラス1のユーザーのどれかを切り離すことができるかどうかをチェックする。切り離すことができる場合、APはクラス2のユーザーの1つを切り離し、そして新しいクラス1のユーザーを許可する。

【0146】この使用優先度許可方式においては、低い方の優先度のユーザーを許可するための2つの方法がある。システム性能の条件が、低い方の優先度のユーザーが許可された後、切り離すのが適切であるようにになっている場合、低い方の優先度のユーザーは関連付けられているユーザーの合計数がMより小さい場合に限り許可される。しかし、クラス1の新しいユーザーが取られた場合、APはそのクラスの新しいユーザーを許可するために既に

許可されているクラス2のユーザのうちの1つに対して切り離しメッセージを送ることになる。1つの具体例においては「最近使われたことが最も少なかったもの」を選び (loast recently used) 技法が、APが切り離すことになる際に許可されているクラス2のユーザを識別するために使われる。

[0147] システムの性能条件が、低い方の優先度のユーザが許可された後で切り離すことが不適切であるような場合、APは次の方法でクラス2のユーザを許可する。 $k_m < M$ であって、その新しいユーザがクラス2のユーザである場合、APはクラス2の関連付けられているユーザの数、すなわち、 I_m が、 $I_m < k_m$ であるかどうかを判定する。 $I_m < k_m$ であった場合、クラス2のその新しいユーザが許可される。そうでない場合、クラス2のその新しいユーザは許可されない。この方法は多重優先度クラスに拡張することができる。

[0148] 図19は本発明の1つの態様によるリモート・ホストの許可を制御するための、この具体例を示しているフローチャートである。図19の実施形態のネットワークはリモート・ホストの少なくとも2つの優先度クラスをサポートし、そして許可されるリモート・ホストの合計数の最大値、および低い方の優先度のリモートの許可される数の最大値の両方を有している。基地局が1910において受け取ることができるリモート・ホストから接続要求を受け取ると、基地局は1915においてそのホストが高い方の優先度クラスに属しているかどうかを判定する。そうであった場合、許可されているリモート・ホストの数がリモート・ホストの合計数の最大値より少ないと1920において判定された場合、そのまだ許可されていない高い方の優先度クラスが1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数がリモート・ホストの合計数の最大値より小さくないと1920において判定された場合、低い方の優先度クラスの際に許可されているリモート・ホストが1930において許可されている場合、その要求しているホストは1935において許可を拒否される。1930において既に許可されているホストの1つが低い方の優先度クラスのホストであった場合、そしてそれの優先度クラスの際に切り離し可能であることを示す許可された時点において切り離し可能であることを示していたと1940において判定された場合、1945において優先度のクラスのリモート・ホストは1945において切り離され、その高い方の優先度クラスから要求しているリモート・ホストを1925において許可することができるようにする。1つの実施形態においては、低い方の優先度クラスのうちの最近使われることが最も少ないリモート・ホストが切り離されることが好ましい。1910において基地局において受信された接続要求が、低い方の優先度クラスに属しているまだ許可されていないリモート・ホストからの要求であると1915において判定された場合、許可されているリモート・

ホストの合計個数が許可可能な最大の数より少ないと1950において判定された場合、そして要求している低い方の優先度のリモート・ホストが処理中十分な状態で切り離されても差し支えないことを示していると1955において判定された場合、その低い方の優先度のホストは1925において許可される。許可されているリモート・ホストの合計数が最大値より小さいと1950において判定された場合、そしてまだ許可されていない低い方の優先度のリモート・ホストが処理中での切り離しが不適切であることを示していると1955において判定された場合、その低い方の優先度のリモート・ホストは、既に許可されている低い方の優先度のホストの数になるしきい値より小さいと1960において判定された場合のみ、1925において許可される。それ以外の場合、その要求している低い方の優先度のホストは1935において許可を拒否される。これはまたかも、許可されているユーザの合計数が許可される最大値より少なくなかったと1950において判定されたかのように行われる。

[0149] この許可制御技法の代わりの実施形態においては、低い方の優先度のクラスのエラー (たとえば、クラス2のエラー) は、現在関連付けられているすべてのクラスのユーザの合計数が第2のしきい値より小さい場合と許可される。その第2のしきい値は普通はその低い方の優先度のクラスの現在関連付けられているユーザの数の数に部分的に基づいて (第2のしきい値として) い値より小さい。この実施形態においては、現在関連付けられているユーザの合計数が Q_1 より小さかった場合 ($Q_1 + 1 < Q_1$ および $Q_1 = M$)、優先度クラス i からの新しいユーザは許可される。

[0150] 1つの実施形態においてはAPは各コネクショに対して次の情報を収集する。(i) 平均の使用レート、(ii) ネットワークをそのコネクションが最後に使った時刻、(iii) フレーム・エラー・レート、(iv) パケット消失レート。次に過負荷制御の方法によって、このAPは込み合っているときまたは低い方の優先度クラスのエラーを切り離すことができる。代わりに低い方の優先度のユーザを切り離す代わりに、それらのユーザを待機中の低い近隣の他のAPに対してリダイレクトすることができる。

[0151] ダウンリンク/アップリンクのパワープアの占有度が高い方のしきい値を超えた場合、そのアクセス・ポイントは、好適な実施形態においては、これが特定のコネクショまたはコネクショのグループによって発生したかどうかを判定する。それが特定のコネクショによって生じた場合、アクセス・ポイントはそのコネクショに対してフロー制御信号を送り、それがさらにデータを送るのを防止する。さらに、そのアクセス・ポイントには割り当てられているバンド幅が可変であること

が許せるということをコネクションのセットアップ時に示した任意のユーザに対して割り当てられているバンド幅の共有を減らすことができる。

[0152] 多くのコネクションに対するダウンリンク・フレームのエラー・レートの測定値が増加しつつあることが分かった場合、そのAPは他のアクセス・ポイントからの妨害のレベルが増えている可能性がある。許可されているすべてのユーザは一般的に2つのカテゴリに分類することができる。それらはサービスの中断を許すものと許さないものである。妨害レベルが増加しているために込み合っているとき、アクセス・ポイントはそのサービスの中断を許可する許可されているユーザのクラスを、残りのユーザに対してより多くのバンド幅を割り当てることができるようにするために切り離すことを選択することができる (利用できるバンド幅が増えることにより再送信のための機会を多くすることができる)。

[0153] 特定の1つのコネクションだけがそのダウンリンク・フレーム・エラー・レートが落ちてきている場合、そのアクセス・ポイントはその性能が悪化しているコネクションが高い方の優先度のコネクションである場合に、他のコネクションを切り離すことを選択することができる。たとえば、特定の高い方の優先度のコネクションがそのアップリンクのフレーム・エラー・レートが高くなっているとき、アクセス・ポイントはその高い方の優先度のコネクションに対してより多くのバンド幅を与えるために、他のユーザを切り離すことができる。関連付けられているすべてのコネクションの大半が、そのアップリンク・フレームのエラー・レートが高くなっている場合、そのAPは代わりに込み入っている番号を無線ハブへ送り、無線ハブは他のアクセス・ポイントのアクセスを調整することができる。それはそれらのアクセス・ポイントが新しいユーザを受け入れ、そして低い方の優先度のユーザを落とすことを禁止するためにこれらのアクセス・ポイントに対して信号を送信することなどによって行うことができる。

[0154] また、短いパスト性のメッセージにおいては突然の増加が発生する機会もあり得る。そのアクセス・ポイントにおけるアップリンクまたはダウンリンクのキューのいずれかにおいて短いパケットが長い間キューの中に積み上げられ、それに対して割り当てられている生存時間の値を超えた場合、それらは捨てられ、結果としてそのアクセス・ポイントにおけるポートネットワークを処理するためにパケットの消失レートが増加する。そのような過負荷の状態においては、アクセス・ポイントは優先度の低いいくつかのユーザを一時に切り離すことを選択することもできる。影響された可能なアクションの他の組合せも適切な場合がある。その基地局によって決定される正確な組合せは、そのネットワークの中で観測される特定の込み入った状態によって変わる。

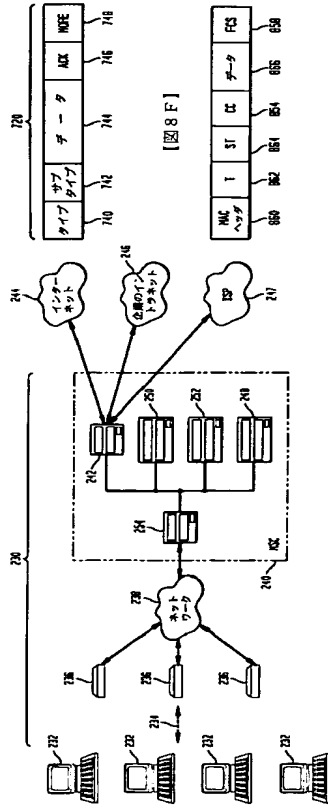
[0155] 過負荷制御のための方法の特定の実施形態

図21のフローチャートに示されている。図21において分けるように、アップリンクのフレーム・エラー・レートは2110において、アップリンクの平均ビット・レート、アップリンク・トラフィックのバースト性フラクタ、およびパケット消失レートに基づいて各リモート・ノードに対して絶えず測定される。同様に、ダウンリンクのフレーム・エラー・レートは各リモート・ホストにおいてダウンリンクの平均ビット・レート、ダウンリンク・トラフィックのバースト性フラクタ、およびパケット消失レートに基づいて2115において測定され、その結果、この手順は2125において継続され、現在許可されているすべてのリモート・ホストが、それぞれのFERを基地局に対して送ることができる。過負荷状態が存在している場合、フロー制御のメッセージが少なくとも1つのリモート・ホストと基地局との間でデュー・フローを制御するために、2130においてフロー制御のメッセージが送られる。生存時間のしきい値を基地局におけるパケットが超過している2135において判定された場合、そのパケットは2140において捨てられ、指定された時間の間フレーム・エラー・レートのしきい値を、フレーム・エラー・レートが超過していると2145において判定されたコネクション、およびそれらのコネクションが中断されてもよいことを示したと2150において判定されたコネクションは2155において切り離される。

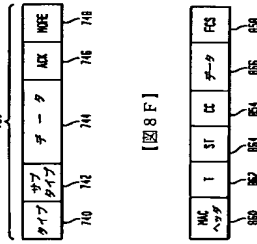
[0156] 特定のサービスの品質を得るために、各接続要求は次の情報を含む。それらはバンド幅要求、遅延時間の条件、「消失許容/禁止」のタグ、「サービスの中断許可」フラグ、許容できるパケット消失レート、およびビークのデータ・レートから構成されるトラフィック・ディסקリプタ、平均データ・レート、および各方向、すなわち、アップリンクおよびダウンリンクの方向に対する潜在的なバースト性フラクタである。たとえば、遅延の条件が20msであって、そして「消失許容」が指定されているコネクションはそれが送信するメッセージ、あるいはそれが受け取ると指定されるメッセージがその無線モードまたはアクセス・ポイントにおけるキューの中に20ms以上の間入っていた場合、そのパケットは捨てられる。そのユーザが遅延条件を指定したが、それを「消失禁止」としてそれ自身を分類する場合、そのユーザに向けているパケットはパワープアのオーバーフローが起るまでは捨てられない。バンド幅の要求、遅延の条件、パケットの消失レート、およびトラフィック・ディスクリプタはすべて許可制御技法の中で使われる。

[0157] この分野の技術において知られている任意の方法を使ってデータのセキュリティ機能を実装することができる。1つの例は米国特許「電子通信学会 (IEEE) の標準規格802.11の有線ローカル・エリ

【図2】



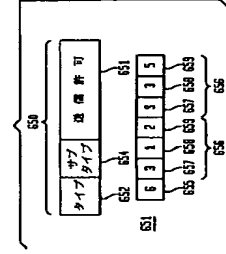
【図7C】



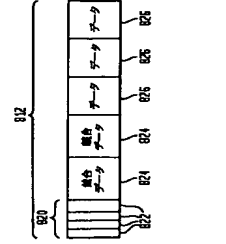
【図8F】



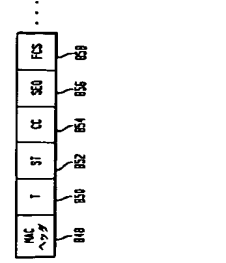
【図6D】



【図8B】



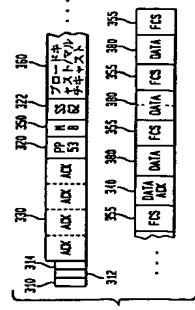
【図8E】



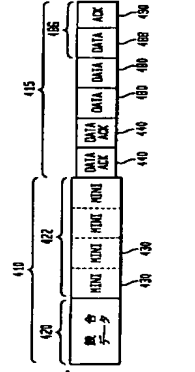
【図7D】



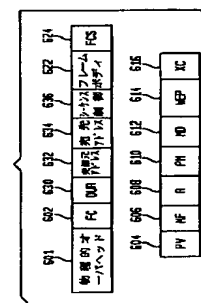
【図3】



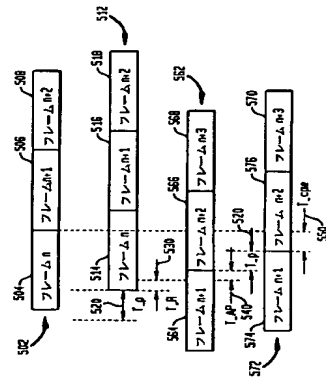
【図4】



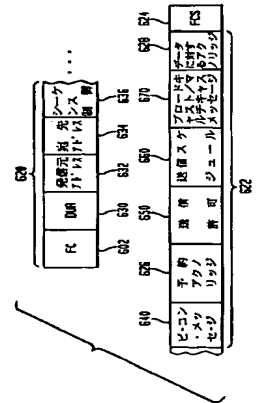
【図6A】



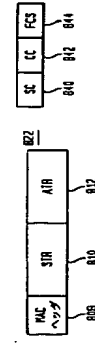
【図5】



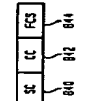
【図6B】



【図8A】



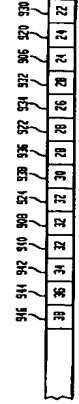
【図8D】



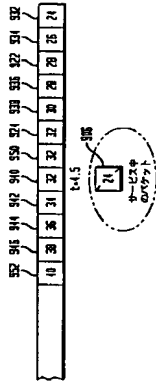
【図9B】



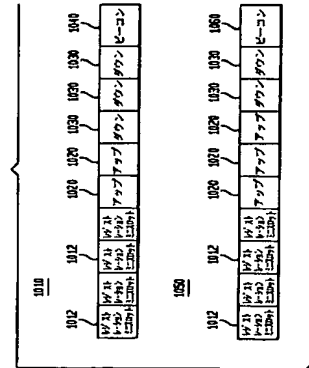
【図9C】



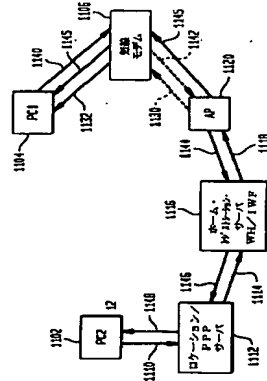
【図9D】



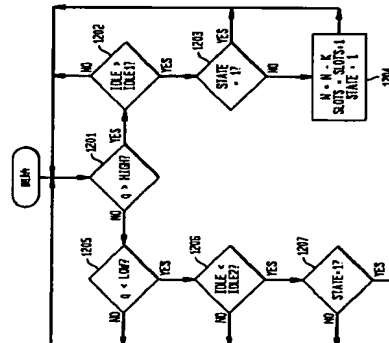
【図10】



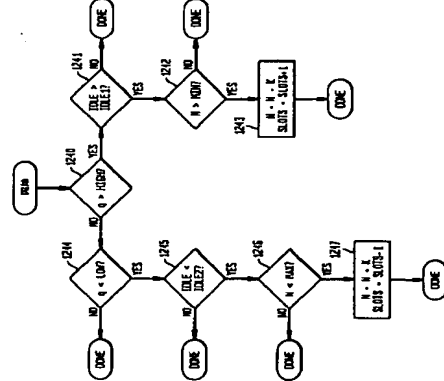
【図11】



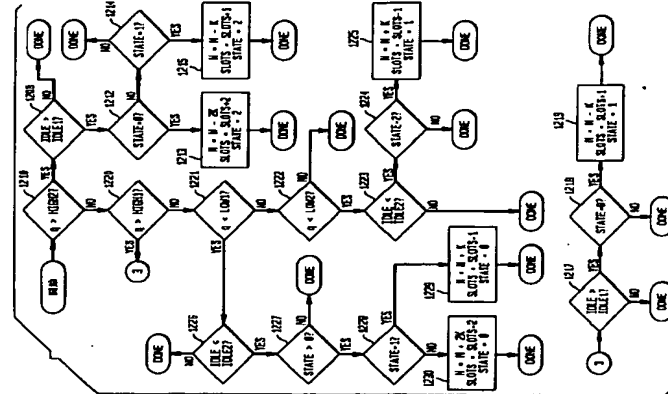
【図12A】



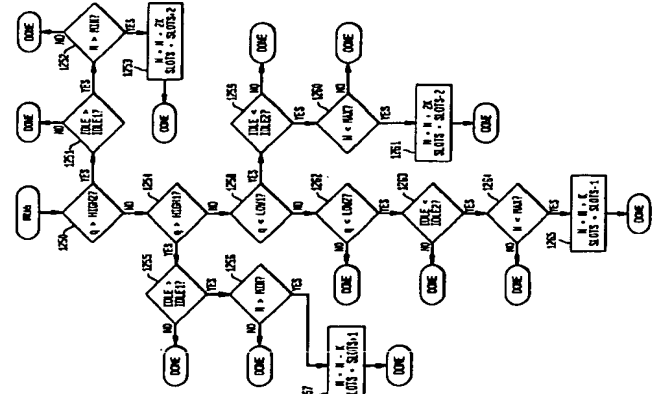
【図12C】



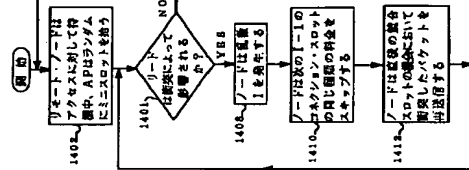
【図12B】



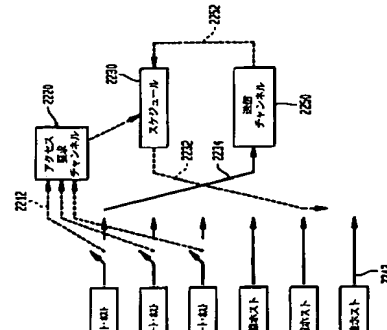
【図12D】



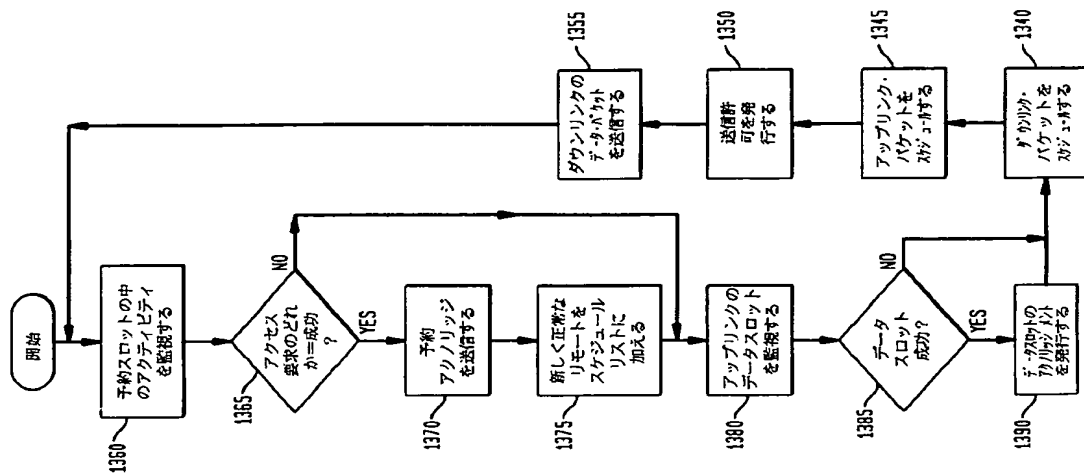
【図14A】



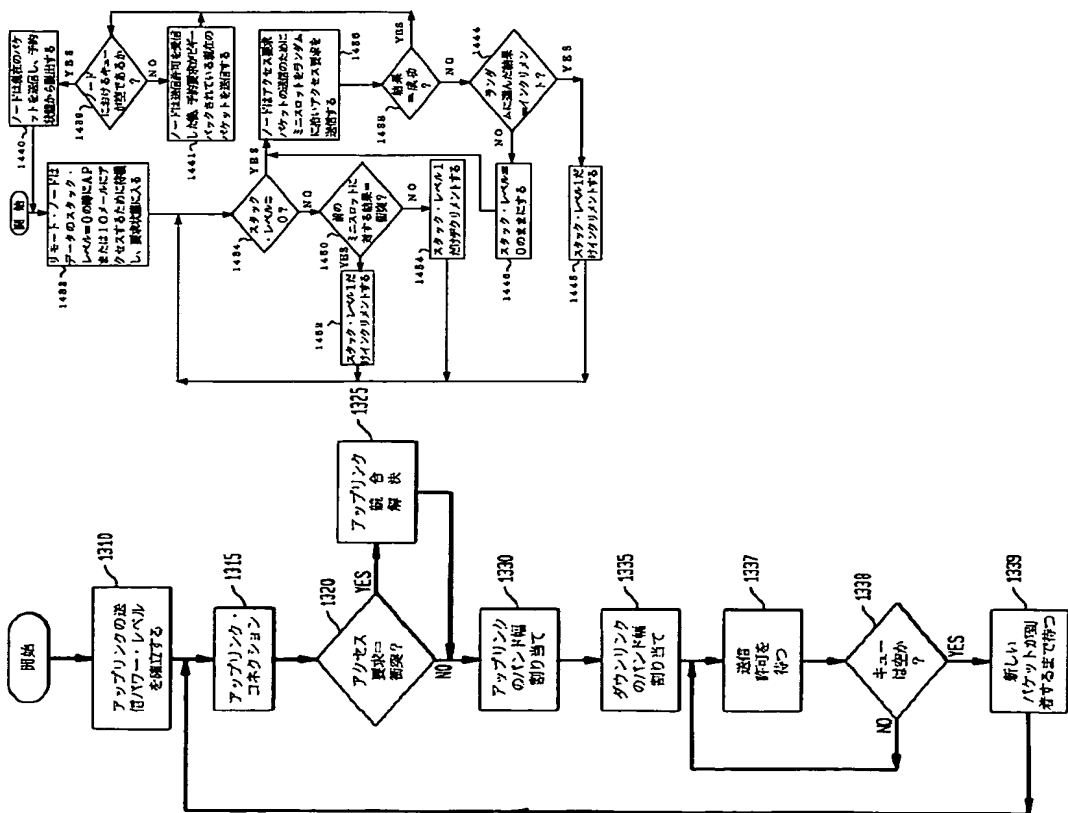
【図22】



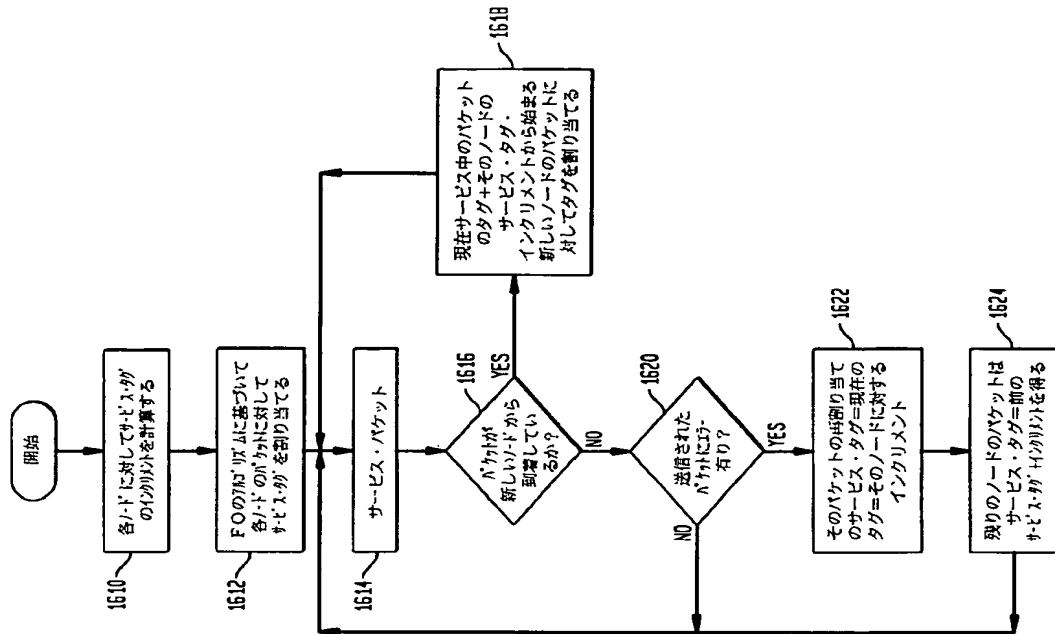
【図13B】



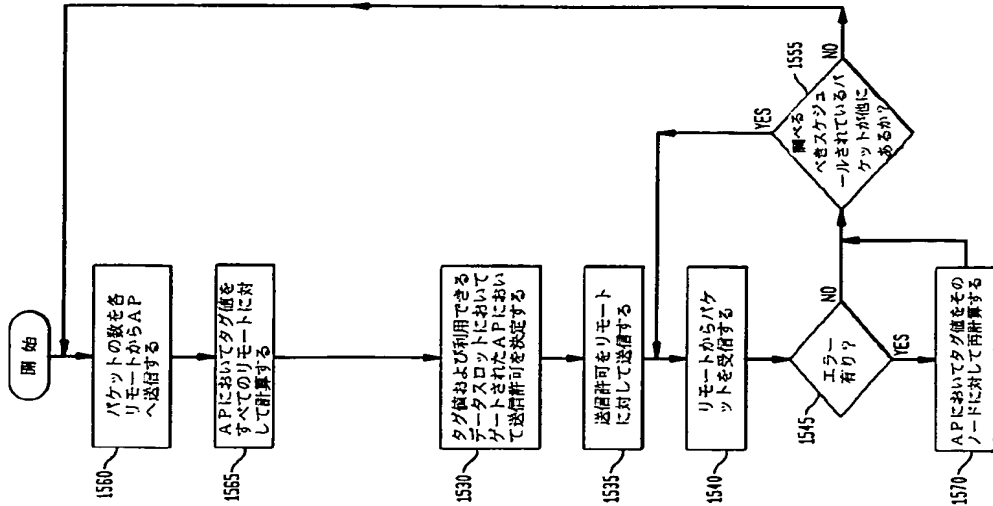
【図13A】



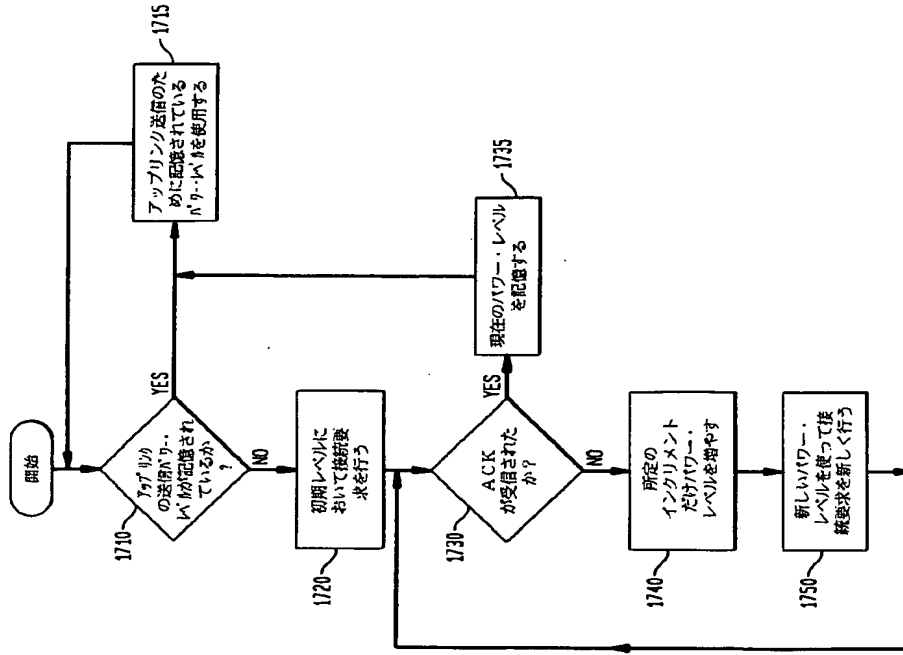
【図16】



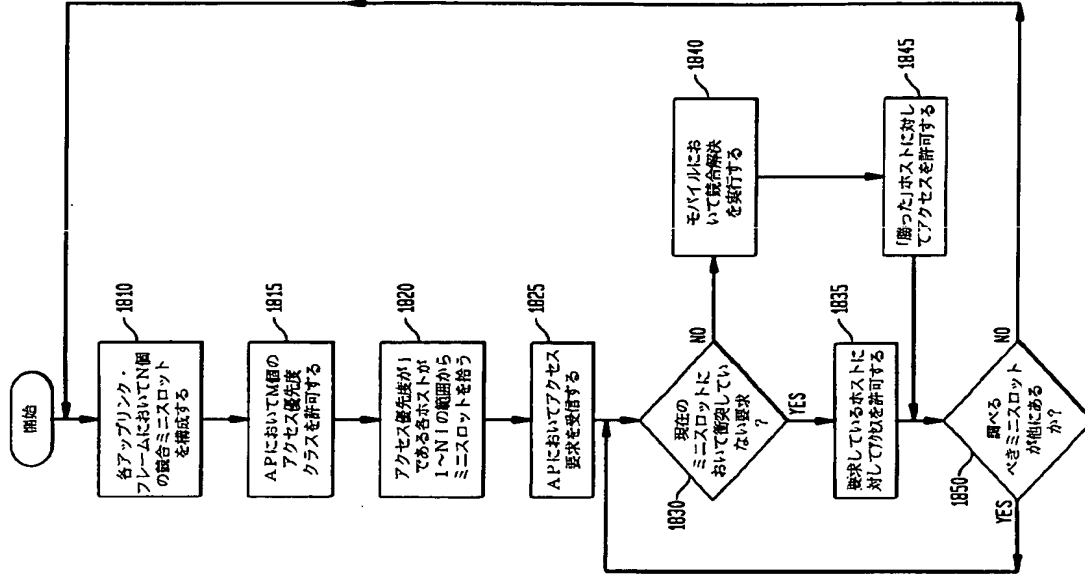
【図15B】



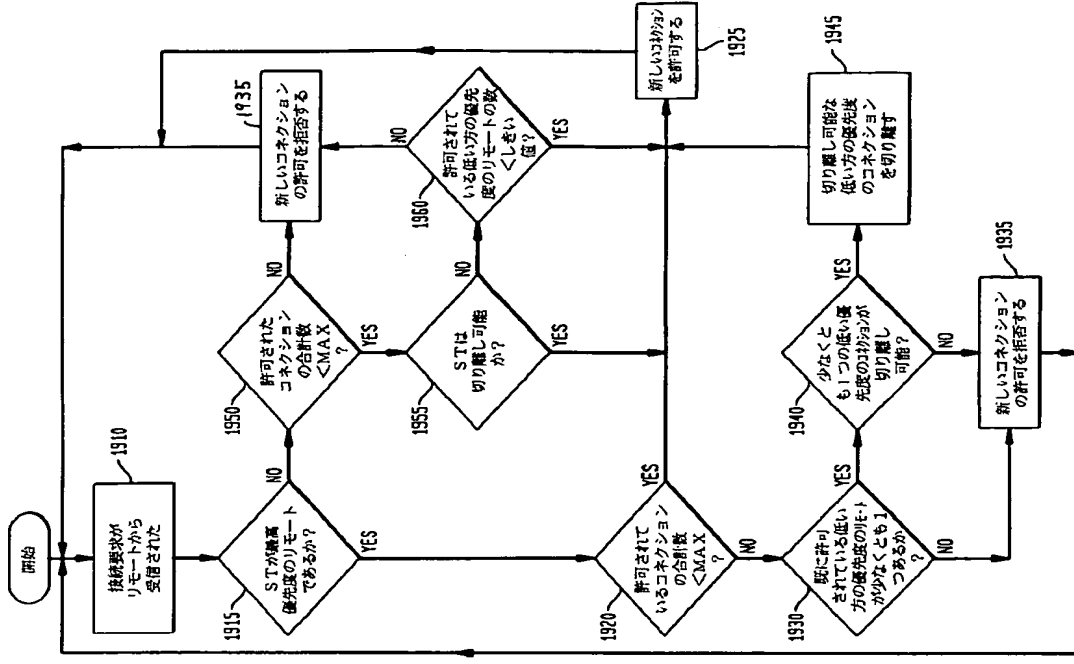
【図17】



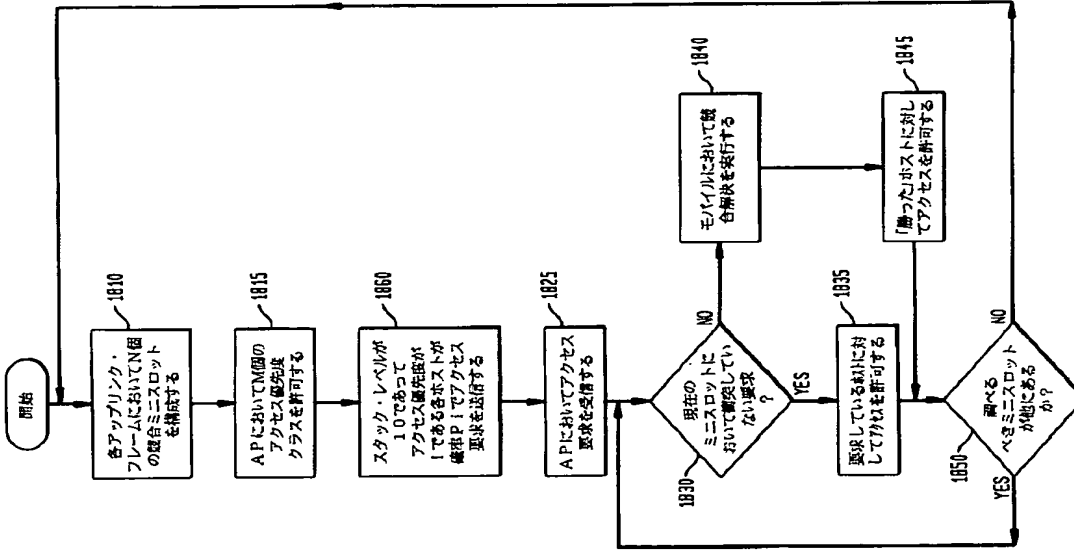
【図18A】



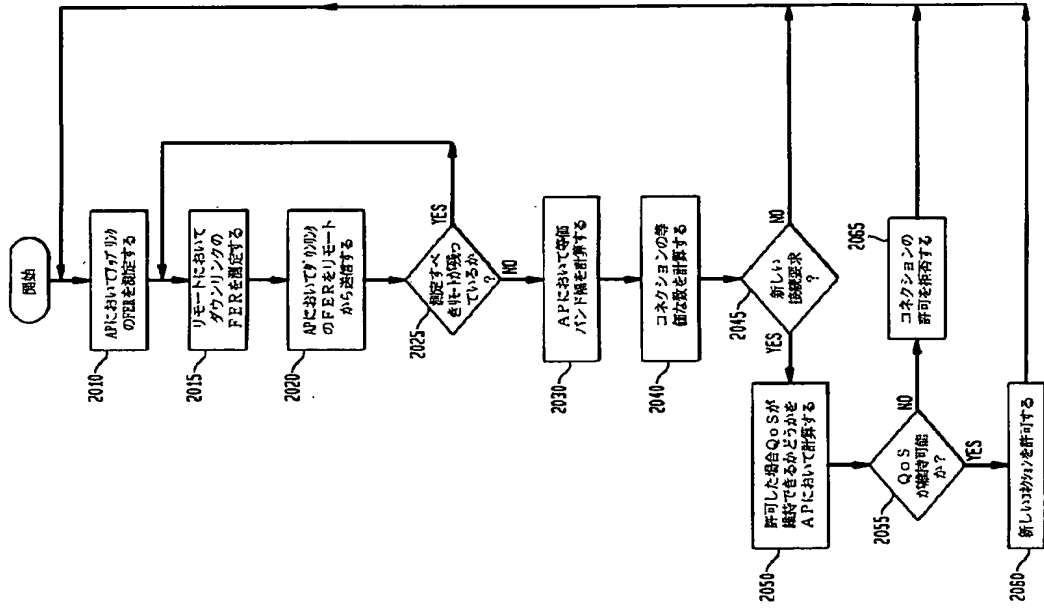
【図19】



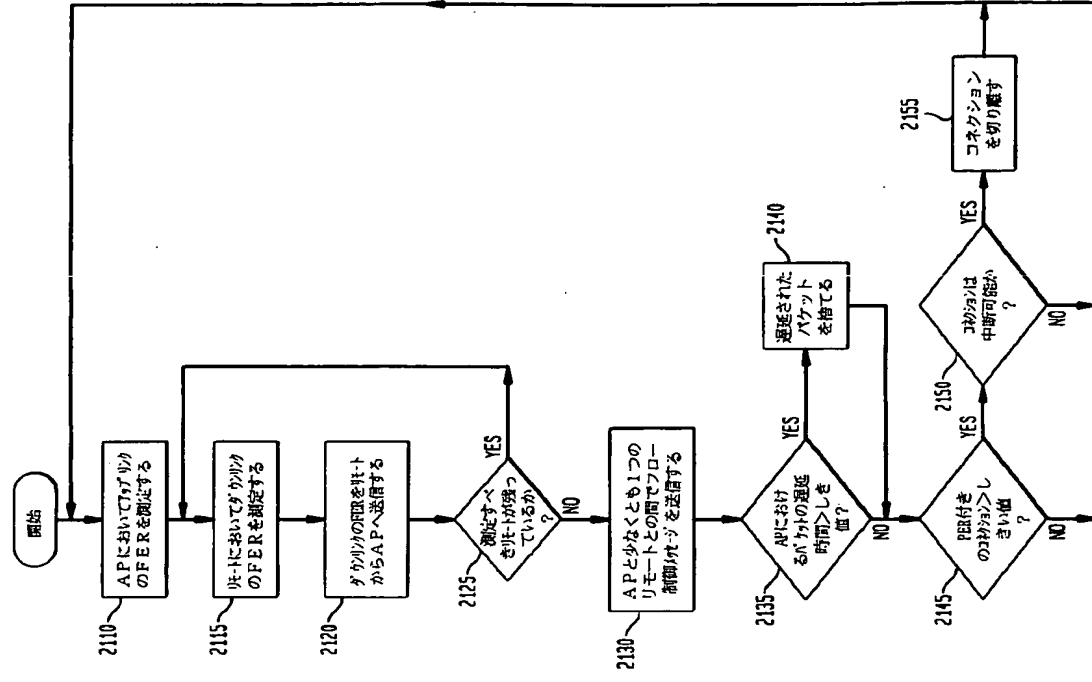
【図18B】



【図20】



【図21】



【図23】

